

## 회선예약 체계 하에서의 최적통신경로 설정

박해철

중앙대학교 경영대학 교수  
(hpark@cau.ac.kr)

본 논문은 통신경로의 설정 방법 중에서 널리 활용되고 있는 순차적 다이내믹 루팅체계에 대하여 최적성을 보장하는 순차 결정 원칙을 규명하였다. 특히 이 원칙이 통신경로설정의 일반적인 컨트롤 메카니즘인 회선예약(trunk reservation) 체계 하에서는 어떻게 적용될 수 있는지를 밝히고, 이를 실질적인 상황에 적용하여 봄으로써 다른 루팅체계와의 성능을 비교하여 보았다.

그 결과 회선예약 체계가 적용되는 통신망에서는 호의 할당에 의한 비용이 최소가 되는 경로부터 할당을 시작하여야 한다는 원칙을 확인하였다. 또한 실험을 통해서, 우회 트래픽에 의하여 각 링크가 지나치게 점유당하는 것을 원천적으로 배제 하는 최적의 순차적 루팅체계를 적용할 때에는, 오히려 확실적인 회선예약 체계가 루팅체계의 성능 저하를 야기할 수도 있다는 사실을 발견하였다. 특히 통신망에 부과된 트래픽의 수준이 중간 정도의 수준일 때에 이런 확실적인 회선예약 체계에 의한 비효율적 특성이 더욱 두드러질 수 있음을 드러내고 있다.

### 1. 서 론

현대의 통신망 관리에 있어서 가장 중요한 위치를 차지하는 분야 중의 하나가, 통신망에서 발생하는 통신 수요의 발신지와 착신지를 어떤 경로를 통해서 연결하느냐 하는 문제를 다루는 통신경로설정의 문제이다. 통신경로의 설정을 위한 컨트롤은 크게 고정 루팅체계와 다이내믹 루팅체계의 두 가지로 나누어진다. 고정 루팅체계는 일정하게 정하여진 통신경로설정의 룰을 상황의 변화에 관계없이 반복하여 적용하는 형태의 컨트롤이고, 다이내믹 루팅체계는 시간이 흘러감에 따라 발생하는 상황의 변화에 따라 유연하게 통신경로의 설정을 바꾸어 나가는 컨트롤이다.

두 가지의 루팅체계에 대해서는 이미 다양한 이론과 실험 결과가 알려져 있는데, 이들이 공통적으

로 추구하는 것은 통신망의 가용능력(capacity)이 주어진 상황에서 통신망이 단위시간동안에 서비스할 수 있는 호의 수를 최대화하고자 하는 것이다. 일반적으로 통신망이 트래픽의 수준과 통신망의 고정된 가용능력이 잘 조화되도록 설계된 경우에는, 두 가지 루팅체계의 성능 차이가 별로 없는 것처럼 보일 수 있을 것이다. 그러나 통신량이 시간대 별로 변한다거나, 통신 트래픽이 평소와는 다른 예상 외의 행동을 보인다가나 하는 경우에는, 일시적으로 또는 통신망의 일부분에 대해서 트래픽의 양과 통신망의 가용능력이 조화를 이루게 되지 못하고, 이로 인한 비효율성이 발생하게 마련이다[Ash, Hardwell, and Murphy, 1981, Ash, 1995].

다이내믹 루팅의 근본적인 속성은 통신망을 운영하면서 필연적으로, 그리고 수시로 발생하기 마련인 이러한 부조화를, 그때 그때의 상황에 맞추어서 적절하게 컨트롤을 할 수 있다는 데에 그 특징과

가치가 있다. 고정 루팅체계의 경우에는 무작위적으로 발생하는 트래픽과 가용능력간의 차이를 적절히 반영한다는 것이 불가능하기 때문에, 고정된 가용능력을 가지는 통신망에 대해서 다이내믹 루팅체계의 경우에 비해 일반적으로 그 성능이 월등히 떨어질 수밖에 없게 된다[Ash, Kafker, and Krishnan, 1981]. 지금까지 알려진 바로는 고정 루팅체계에 비하여 첨단 다이내믹 루팅체계를 활용할 경우, 약 7-16%, 또는 경우에 따라서 약 25%에 해당하는 통신망 운영비를 절감할 수 있다고 한다 [Ott and Krishnan, 1988].

이와 같은 장점을 가지고 있는 다이내믹 루팅체계가 다양한 형태로 개발되어 이미 여러 나라에서 사용되고 있는데, 대표적인 예로는 AT&T에서 사용하고 있는 RTNR(Real Time Network Routing)과 British Telecom.의 DAR(Dynamic Alternative Routing) 등을 들 수 있다. 또한 NTT의 STR (State-and Time-Dependent Routing)도 이 범주에 포함된다.

이 루팅체계들이 채용하고 있는 컨트롤 메카니즘의 하나가 회선예약(trunk reservation) 체계이다. 회선예약 체계는 다이내믹 루팅체계 뿐만 아니라 일부 고정 루팅체계에서도 활용되고 있는 개념이다. 회선예약 체계의 목적은 통신망이 우회경로를 사용하는 호에 의하여 지나치게 점유 당함으로써, 통신망이 보유하고 있는 자원이 비효율적으로 사용되는 것을 방지하고자 하는 것이다. 즉 가용자원의 여유능력이 상당히 존재하는 동안은 동일한 가치부가를 위하여 두 단위 또는 그 이상의 가용자원을 투입하는 것이 의미가 있지만, 여유능력이 상대적으로 부족한 경우에는 가용자원의 투입에 대한 체계적인 컨트롤이 필요하다고 하는 것이다.

본 논문에서는 순차적인 컨트롤을 채용하고 있는

다이내믹 루팅체계의 하나인, 박해철[1994, 1995]이 제시한 루팅체계에 대하여 회선예약 체계를 병용하였을 때의 효과를 이론적으로 분석하고자 한다. 또한 실제 적용 사례를 통하여 이론적인 접근으로는 불가능한 여러 가지 특성과 현상을 발견하고 해석하고자 한다.

이 분야에서의 연구는 AT&T Bell Laboratories 및 British Telecom.을 중심으로 광범위하게 진행되어 왔다. 최근의 성과에 대해서는 Kelly [1990, 1995] 및 Denardo와 Park[1991]과 박해철 [1994, 1995]에서 요약하고 있으므로 참고할 수 있을 것이다. 또한 NTT의 Konosuke와 Akiya [1995], Steenstrup [1995] 등의 연구를 참조할 수 있다. 이들의 연구는 회선예약 체계를 활용하지만, 본 연구에서 채용하고 있는 비용의 개념을 도입하고 있지 않으며, 따라서 통신망의 효율을 극대화하는 과정에서 최적화 기법보다는 휴리스틱의 방법을 채용하고 있다.

## II. 모형의 설정

본 논문에서 다루는 전화통신망은 노드(node)와 링크(link)로 구성되는데, 여기서 노드는 교환기(switch), 또는 중계국을 나타내며 링크는 트렁크 그룹(trunk group)을 나타낸다. 각 링크는 동시에 수용할 수 있는 통화량의 수로 표현되는 가용능력을 가지고 있다. 경로는 임의의 두개의 노드를 연결하는 이러한 링크들의 집합이고, 경로를 구성하는 모든 링크가 최소한 하나 이상의 통화를 수용할 수 있는 여지가 있다면 해당 경로는 여유가 있다고 한다. 그러나 경로를 구성하고 있는 링크중의

하나라도 여유가 없다면, 그 경로는 막혀 있다고 한다.

특정 두개의 노드 사이에 도착하는 통화수요는 고유의 확률적 특성을 가지며, 일반적으로 안정적인 포아송 분포를 따른다고 가정한다. 도착한 통화수요를 만족시키기 위하여 해당 호를 특정 경로에 할당하면, 그 경로를 이루고 있는 각 링크의 통화량 수준은 한 단위씩 증가하게 된다. 특정 경로에 할당된 호의 통화 길이는 확률적으로 지수분포를 따르며, 해당 통화가 종료되면 그 호에 의해 점유되었던 각 링크의 통화량 수준은 한 단위씩 감소하게 된다.

논문의 전개를 위한 편의상 다음과 같은 기호를 정의하기로 한다. 먼저  $i$  또는  $j$ 는 각 링크를 표시하는 것이며,  $T_i$ 는 링크  $i$ 의 가용능력의 크기를 나타내고,  $N_i$ 는 임의의 시점에 있어서의 링크  $i$ 의 점유통화량의 수준을 나타내는 상태변수(state variable)이다. 따라서  $N_i$ 는 0, 1, 2, ..... ,  $T_i$ 의 값을 취하는 확률변수가 된다.  $a$ 는 통화가 발생하는 두개의 노드로 구성되는 발신-착신 교환기의 쌍을 지칭하는 것이며, 발신-착신 교환기를 연결하는 경로들의 집합은  $R$ 로 나타내기로 한다. 또한  $R_0$ 는 특정 발신-착신 교환기의 쌍  $a$ 를 연결하는 모든 경로들의 집합이 되고, 마찬가지로  $R_i$ 는 링크  $i$ 를 포함하는 모든 경로들의 집합이 된다.  $r$ 은 일반적으로 경로를 뜻하고,  $a(r)$ 은 경로  $r$ 이 연결하고 있는 발신-착신 교환기의 쌍을 뜻하는 것이다.

회선예약 체계를 채용하는 루팅정책은 다음과 같은 원칙을 따르는 것이 일반적이다. 예를 들면,  $T_i$ 만큼의 가용능력을 가지고 있는 링크  $i$ 에는 대개 두 가지 종류의 트래픽이 흐르게 마련인데, 한 종류는 링크  $i$ 가 직접 연결하고 있는 발신-착신 교환기의 쌍을 위한 트래픽(직접 트래픽)이고, 나머지

한 종류는 다른 발신-착신 교환기의 쌍을 위한 트래픽(우회 트래픽)이다. 물론 후자의 경우는 링크  $i$ 를 우회경로의 일부로서 사용하는 트래픽이다. 이때 링크  $i$ 의 가용능력의 너무 많은 부분이 우회 트래픽에 의해 점유당하는 것은 자원 활용의 측면에서 비효율적이므로, 회선예약 체계는 링크  $i$ 의 가용능력 중의 일부를 직접 트래픽만을 위한 전용회선으로 활용하고자 하는 것이다. 즉, 링크  $i$ 의 가용능력  $T_i$  중에서  $G_i$  ( $G_i \leq T_i$ ) 만큼은 직접 트래픽과 간접 트래픽이 함께 사용하지만, 나머지  $(T_i - G_i)$ 만큼의 여유능력은 오로지 직접 트래픽만이 사용할 수 있게끔 한다고 하는 것이다.

따라서 루팅정책에 따라 변하게 되는 링크  $i$ 에의 평균 호 도착률은 링크  $i$ 의 상태변수  $N_i$ 의 크기에 따라 다음과 같이 정리된다. 여기서  $A_i$ 를 직접 트래픽과 우회 트래픽이 섞인 호의 도착률이라 하고,  $D_i$ 를 직접 트래픽만의 도착률로 표기한다면,

링크  $i$ 에의 평균 호 도착률 =

$$\begin{cases} A_i & \text{만약 } N_i < G_i \\ D_i & \text{만약 } G_i \leq N_i \leq T_i \end{cases} \quad (2.1)$$

모형을 형성하기 위하여 기본적으로 필요한 가정 사항을 요약하면 다음과 같다.

1. 각 발신-착신 교환기의 쌍  $a$ 를 연결하기 위하여 도착하는 호는 포아송 분포를 이루며, 확률적으로 서로 독립적일 뿐만 아니라, 각 평균도착률  $\lambda_a$ 는 잘 알려져 있고 안정적(stationary)이다.
2. 통신망에 할당된 통화는 그 지속시간이 평균이  $1/\mu$ 인 지수분포를 따르며, 이는 통화가 성립하는 어느 발신-착신 교환기의 쌍에 대해서도 동일하고, 각각의 통화시간은 확률적으로 서로 독립적이다.

3. 통신망의 확률적 행태가 안정상태(steady state)에 이르면 각 링크들은 확률적으로 독립적인 행태를 보인다.

Earle(1987)의 연구결과에 의하면, 위의 세 가지 가정 사항은 실제 통신망의 성격과 행태와 매우 근사한 것으로 알려져 있다. 특히 각 링크들의 확률적 독립성은 Akinpelu(1984)에 의한 실험적 연구 결과에 의해 지지되고 있다.

통신망의 가용능력이 고정된 상황에서 적절한 루팅에 의해 통신망이 서비스할 수 있는 호의 수를 최대화하고자 하는 데에는 여러 가지 방법이 있을 수 있다. 이 방법들 가운데 가능한 접근 중의 하나는, Bellcore의 Ott와 Krishnan(1988) 및 Lazarev와 Starobinets(1977)가 제안한대로, 서비스를 요청하는 특정 호를 통신망에 받아들여 통화를 성립시킬 경우, 이로 인해 통신망 전체에 미치는 영향(해당 호를 성립시킴으로써, 미래에 발생하게 되는 서비스가 불가능한 호의 증가치)을 비용으로 개념화하고 계량화하여, 이를 바탕으로 최적의 통신경로를 발견하는 것이다. 박해철(1994, 1995)에는 이와 같은 논리에 바탕을 두고 트래픽의 변화에 따라 루팅방법을 바꾸어 나가는 최적의 순차적 다이내믹 루팅체계가 제안되어 있다. 즉, 순차적 다이내믹 루팅체계에서는 각 링크의 회선을 사용하는 비용이 Ott와 Krishnan이 제안한 경우와는 달리 통신망의 상태에 종속적일 필요가 없으므로, 이를 위하여 다음과 같은 새로운 비용함수  $\bar{Y}_i$ 를 구하는 과정이 제시되어 있다.

$$\bar{Y}_i = E\{Y_i(N_i) | N_i < T_i\}$$

이 때  $\bar{Y}_i(N_i)$ 는 통신망의 상태  $N_i$ 에 종속적인 Ott와 Krishnan이 제안한 비용이며, 따라서 상기 비용함수  $\bar{Y}_i$ 는 링크  $i$ 가 막혀 있지 않다는

전제하에, 링크  $i$ 에 호를 한 단위 할당할 때, 링크  $i$ 로부터 발생하는 (통신망 전체에 걸친 파급효과를 고려하지 않은) 비용의 조건부 기대치가 된다.

본 연구에서도 이와 동일한 비용개념을 사용하기로 하며, 다만 이를 회선예약체계의 경우와 부합시키기 위해 다음과 같은 수정을 거쳐서, 하나의 호를 링크  $i$ 에 할당하였을 때 링크  $i$ 로부터 발생하는 조건부의 기대비용함수로서 다음과 같이  $\bar{Y}_i^r$ 의 정의를 확인한다.

$$\bar{Y}_i^r = E\{Y_i^r(N_i) | N_i < G_i\} \quad (2.2)$$

그러므로  $\bar{Y}_i^r$ 는 회선예약 체계 하에서 한 단위의 우회하는 호를 링크  $i$ 에 할당하였을 때 미래에 발생하게 되는, 링크  $i$ 가 서비스하는 것이 불가능하게 되는 통화 수의 증가치의 기대치라고 이해할 수 있다.

상기와 같은 사항을 바탕으로 하나의 호를 둘 이상의 링크로 이루어진 우회경로  $r$ 에 할당하였을 때, 통신망 전체로의 파급효과를 고려하지 않는 국소적 비용함수  $\bar{Y}^r(r)$ 를 계산하기 위하여 다음과 같은 네 번째 가정을 마찬가지로 사용한다.

$$4. \bar{Y}^r(r) = \sum_{i \in r} \bar{Y}_i^r.$$

위의 가정은 Ott와 Krishnan(1988) 및 Kelly(1990)의 연구에서 공통적으로 사용되고 있다. 특히 Kelly(1990)는 일반적으로 하나의 링크에 여러 종류의 발신-착신지역을 위한 트래픽이 흐르는 경우에는 이 가정으로 인한 오차가 무시할 정도로 작아지는 것을 실험적으로 밝히고 있다.

본 연구에서도 이 가정에 바탕을 두고 박해철(1994, 1995)에 소개된 최적의 순차적 루팅체계에 회선예약 체계를 도입하는 경우를 모형에 포함

하기 위하여 모형을 다음과 같이 확장하기로 한다.

먼저 아래에 표기된 박해철[1994]의 식 (3.1)을 다시 살펴보기로 하자.

$$\rho \cdot Q = 0, \quad \rho \cdot 1 = 1. \quad (2.3)$$

위 식에 있는 transition rate 행렬  $Q$ 는 회선예약 체계를 시행할 경우 다음과 같이 바뀌게 된다. 즉,  $Q$  행렬의 다른 요소는 원래의 경우와 동일하지만,  $(G_i+1)$  번째 행부터  $T_i$  번째 행까지의 대각항의 바로 위에 있는 요소는 식 (2.1)의 표현에 의하여  $A_i$ 에서  $D_i$ 로 바뀌게 된다. 또한  $Q$  행렬의 대각항은 정의에 의해 이렇게 바뀐 각 요소들의 행의 합이 0이 되도록 바뀌게 된다.

마찬가지로 박해철[1994]의 식 (3.3)과 (3.4)에 있는 벡터  $b$ 도 다른 요소는 원래의 경우와 동일하지만,  $(G_i+1)$  번째 요소부터  $T_i$  번째 요소는 역시 (2.1)의 표현에 의하여  $(A_i-D_i)$ 로 바뀌게 된다. 이는 회선예약 체계의 루팅정책이, 남은 회선의 수가 예약수준인  $G_i$ 보다 적거나 같을 경우에는 우회 트래픽에 대해서는 서비스를 거부하고 직접 트래픽만을 받아들이기 때문이다.

이와 같이 해당 식을 수정하게 되면 박해철[1994]의 식 (4.2)과 (4.3)의 계산과정을 거쳐서, 링크  $i$ 가 더 이상 여유가 없는 상태를 나타내는  $N_i=T_i$ 일 때의 안정상태분포의 확률인  $\rho_i(T_i)$ 를 구할 수 있다. 그리고 이를 바탕으로 하여 박해철[1994]에서 설명하고 있는 일련의 비용 유도과정과 최적정책의 생성과정을, 필요한 수정을 하면서 그대로 따라 갈 수 있게 된다.

### III. 비용함수의 유도

비용의 유도과정에서 회선예약 체계를 적용하면서 야기되는 주요한 차이들을 부각하여 살펴보기로 하자. 먼저 임의의 호가 경로  $r$ 을 우회경로로서 이용하고자 할 때, 경로  $r$ 에 여유가 있어서 서비스를 받게 될 확률인  $P(r)$ 을 새로이 표현하면 다음과 같다.

$$P(r) = \prod_{i \in r} [\rho_i(0) + \rho_i(1) + \dots + \rho_i(G_i-1)], \quad |r| \geq 2. \quad (3.1)$$

따라서 위의 식을 이용하여 순차적인 루팅정책인  $\delta$ 를 적용할 때에 임의의 호가 경로  $r_k$ 에 할당될 확률은

$$O^\delta(r_1) = 1, \quad O^\delta(r_{k+1}) = O^\delta(r_k) \cdot [1 - P(r_k)]. \quad (3.2)$$

식 (3.1)과 (3.2)를 결합하면 다음과 같이 경로  $r$ 을 구성하고 있는 링크  $i$ 에 경로  $r$ 을 이용하고자 하는 호의 도착률은 식 (3.3)으로 표현된다.

$$A_i(r) = \lambda_{\alpha(r)} \cdot O^\delta(r) \cdot \frac{P(r)}{[\rho_i(0) + \rho_i(1) + \dots + \rho_i(G_i-1)]}, \quad |r| \geq 2 \quad (3.3)$$

그러므로 식 (3.3)으로부터 순차적 루팅정책  $\delta$ 를 반복적으로 시행할 때, 링크  $i$ 에 서비스 요청을 위해 도착하는 트래픽의 크기에 대하여 다음과 같은 fixed-point 방정식을 구할 수 있다[Border, 1985].

$$f^{\delta}(A)_i = \frac{\sum_{r \in R_i} \lambda_{\alpha(r)} \cdot O^{\delta}(r) \cdot P(r)}{[\rho_i(0) + \rho_i(1) + \dots + \rho_i(G_i - 1)]} \quad (3.4)$$

식 (3.4)로 표현되는 fixed-point 방정식에 해가 존재하는지의 여부를 검증할 필요가 있다. 다음의 정리 3.1을 살펴보도록 하자.

**정리 3.1** 각 경로에 할당 우선순위를 부여하는 임의의 경로설정정책  $\delta$ 에 대하여 회선예약 체계를 적용할 때, 다음의 관계를 만족하는  $(L \times 1)$ 의 벡터  $A^{\delta}$ 가 존재한다. ( $L$ 은 통신망을 구성하는 링크의 수)

$$A^{\delta} = f^{\delta}(A^{\delta})$$

정리 (3.1)의 증명은 박해철(1994)의 정리 (3.1)에 대한 증명 과정을 그대로 이용할 수 있으므로 생략하기로 한다. 정리 (3.1)은 박해철(1994)의 정리 3.1과 비교하여 볼 때, fixed-point 방정식을 구성하는 각 식의 내용은 식 (3.1)부터 (3.4)까지처럼 달라지지만, 각 식의 연속성 성격은 그대로 유지되기 때문이다. 또한 식 (3.4)에 대해 실질적으로 해를 구하는 과정은 표준적인 successive approximation을 적용할 수 있기 때문에 자세한 설명은 피하기로 한다.

다음은 위와 같은 과정을 거쳐서 계산되는 각 링크에의 도착률을 바탕으로, 각 호가 특정 링크에 할당 되었을 때의 비용을 계산하여야 한다. 먼저 회선예약 체계를 적용할 때에 링크  $i$ 로부터 서비스가 거부되는 호의 비율을 식 (3.5)에 의해서 구할 수 있다.

$$g_i = \frac{A_i \cdot \rho_i(T_i) + (A_i - D_i) \cdot [\rho_i(G_i) + \dots + \rho_i(T_i - 1)]}{\rho_i(G_i) + \dots + \rho_i(T_i - 1)} \quad (3.5)$$

이와 같이 정의된  $g_i$ 와 행렬  $Q$ , 그리고 서비스 거부율의 벡터  $b$  및 안정상태분포 확률들의 벡터인  $\rho$  등을 Lembersky(1973)에 의한 연속적 마코프 연쇄모형의 이론과 결합하면, 링크  $i$ 의 상태에 종속적이며 파급효과가 반영되지 않은 비용함수  $Y_i^{\delta}(N_i)$ 를 구할 수 있다. 이 비용함수를 식 (2.2)의 표현대로 순차적인 루팅체계에 적용하기 위하여 기대치로 전환하면

$$\bar{Y}_i^{\delta} = E\{Y_i^{\delta}(N_i) | N_i < G_i\} = \sum_{N_i=0}^{G_i-1} \frac{Y_i^{\delta}(N_i) \cdot \rho_i(N_i)}{\rho_i(0) + \dots + \rho_i(G_i - 1)} \quad (3.6)$$

식 (3.6)은 연산과정을 거치면 다음과 같이 단순하게 표현될 수 있다.

$$\bar{Y}_i^{\delta} = g_i \cdot \left[ \frac{G_i}{A_i} - \frac{1}{\mu} + \frac{\rho_i(G_i - 1)}{\mu[\rho_i(0) + \dots + \rho_i(G_i - 1)]} \right] \quad (3.7)$$

#### IV. 비용함수의 확장과 최적루팅정책

앞에서 자적인 바와 같이 그 개념과 계산과정의 간략함에도 불구하고  $\bar{Y}_i^{\delta}$ 는 통신망 전체에의 파급효과를 반영하지 못하는 단점이 있으므로, 이를 파급효과를 반영할 수 있는 보다 정교한 비용함수로 확장할 필요가 있다. 즉  $\bar{Y}_i^{\delta}$ 를 파급효과를 반영하는 새로운 비용함수인  $\bar{C}_i^{\delta}$ 로 확장할 필요가 있다고 하는 것이다.

이를 위해서는 우선 링크  $i$ 로부터 overflow되는 호가 어느 경로를 위한 호인가를 구분할 필요가 있다. 회선예약 체계에서는 링크  $i$ 로부터 overflow되

는 경우가 직접 트래픽이나 우회 트래픽이나에 따라 각각 다르므로 이를 고려하여야 한다. 따라서 링크  $i$ 로부터 overflow되는 트래픽 중에서 경로  $r$ 을 사용하고자 하는 호일 확률  $\varphi_i(r)$ 은 트래픽의 종류에 따라 각각 다음과 같다.

$$\varphi_i(r) = \begin{cases} \frac{A_i(r) \cdot [\rho_i(G_i) + \dots + \rho_i(T_i)]}{g_i} & |r| \geq 2 \\ \frac{D_i \cdot \rho_i(T_i)}{g_i} & r = 1 \end{cases} \quad (4.1)$$

따라서 루팅정책  $\delta$ 하에서 경로  $r$ 을 이용하고자 링크  $i$ 에 도착하였던 호가 overflow되고, 경로  $r$ 보다 우선 순위가 낮은 모든 경로에서도 여유능력을 발견하지 못하여, 끝내 통신망으로부터 서비스가 거부될 확률  $\beta_i(r)$ 은 식 (4.2)와 같이 나타나게 된다.

$$\beta_i(r) = \varphi_i(r) \cdot \prod_{k:r <_s k} [1 - P(k)] \quad r \in R_i \quad (4.2)$$

그러므로 링크  $i$ 에 도착하였던 호가 overflow되어서 결국은 서비스가 거부될 확률  $\beta_i$ 는 식 (4.3)으로 표현된다.

$$\beta_i = \sum_{r \in R_i} \beta_i(r) \quad (4.3)$$

대조적으로, 루팅정책  $\delta$ 하에서 경로  $r$ 을 이용하고자 링크  $i$ 에 도착하였던 호가 overflow되어서 우선 순위가 보다 낮은 경로  $s$ 에 할당될 확률  $\gamma_{is}(r)$ 은 식 (4.4)와 같다.

$$\gamma_{is}(r) = \varphi_i(r) \cdot P(s) \cdot \prod_{k:r <_s k <_s s} [1 - P(k)] \quad (4.4)$$

따라서 링크  $i$ 에 도착하였던 호가 overflow되어서 궁극적으로 우선 순위가 보다 낮은 경로  $s$ 에 포함된 링크  $j$ 에 할당될 확률  $\gamma_{ij}$ 는 다음과 같다.

$$\gamma_{ij} = \sum_{(r, s): r \in R_i, s \in R_j, r <_s s} \gamma_{is}(r) \quad (4.5)$$

결과적으로, 식 (4.3)과 (4.5)로부터 서비스 거부율의  $(L \times 1)$  벡터  $\tau$ 의 각 요소와, 파급효과와  $(L \times L)$  행렬  $\Gamma$ 의 요소를 모든 경우의  $i$ 와  $j$ 에 대하여 발견할 수 있게 된다.

$$\tau_i = \overline{Y}_i^T \cdot \beta_i, \quad \Gamma_{ij} = \overline{Y}_i^T \cdot \gamma_{ij} \quad (4.6)$$

요약하면, 링크  $i$ 의 회선에 호를 할당하게 되면 그 결과 다음과 같은 두 가지 효과를 유발하게 된다: 즉, 평균적으로  $\tau_i$ 만큼의 미래의 호가 통신망의 가용능력 부족에 의해 미래에 추가적으로 서비스가 거부되거나, 평균적으로  $\Gamma_{ij}$ 만큼의 호가 링크  $j$ 에 미래에 추가적으로 할당되도록 작용을 한다는 것이다. 그리고 이 두 효과의 크기 정도는 사용하는 루팅정책의 형태에 따라 달라지게 된다고 하는 것이다.

행렬  $\Gamma$ 를 파급효과 행렬이라고 하는 이유는 이 행렬이 하나의 호를 할당하였을 때 통신망에서 발생하는 2차 효과를 반영하고 있기 때문이며, 부차적으로 3차 효과와 4차 효과 등은  $\Gamma^2$  및  $\Gamma^3$  등으로 계산할 수 있을 것이다. 임의의 루팅정책  $\delta$ 에 대하여 파급효과 행렬  $\Gamma$ 는 transient할 수도 있고 그렇지 않을 수도 있다. 분명한 것은 transient하지 않은 파급효과 행렬  $\Gamma$ 를 생성하는 루팅정책은 현명한 루팅정책이 되지 못한다고 하는 것이다. ( $\Gamma$ 와 같은 정방행렬이  $k \rightarrow \infty$ 일 때  $\Gamma^k \rightarrow 0$ 가 성립하면 transient하다고 한다)

지금까지 논의된 과정을 다음과 같이 하나의 정리로 마무리하기로 한다.

**정리 4.1** transient한 파급효과 행렬  $\Gamma$ 를 생성하는 임의의 회선예약 루팅정책  $\delta$ 를 적용할 때, 하나의 호를 링크  $i$ 에 할당할 때의 파급효과를 감안하는 비용  $\bar{C}_i^t$ 는 다음과 같이 표현되는  $(L \times 1)$  벡터  $\bar{C}^t$ 의  $i$ 번째 요소의 값이다.

$$\bar{C}^t = (I - \Gamma)^{-1} \cdot \tau. \quad (4.7)$$

(증명) 링크  $i$ 에 하나의 호를 추가적으로 할당하게 되면 결과적으로  $\bar{Y}_i^t$  만큼의 미래 호가 링크  $i$ 로부터 overflow된다. 이 호들은  $\beta_i$ 의 확률로 통신망으로부터 서비스가 거부되거나,  $\gamma_{ij}$ 의 확률로 다른 링크  $j$ 에 할당되게 된다. 각 링크  $j$ 에 할당된 호들은 궁극적으로  $\bar{C}_j^t$  만큼의 비용을 유발하게 되므로, 이 과정을 식으로 표현하면 다음과 같이 된다.

$$\bar{C}_i^t = \bar{Y}_i^t \cdot \beta_i + \bar{Y}_i^t \cdot \sum_j \gamma_{ij} \cdot \bar{C}_j^t.$$

위 식을 매트릭스로 나타내면,

$$\begin{aligned} \bar{C}^t &= \tau + \Gamma \cdot \bar{C}^t = \\ &[I + \Gamma + \dots + \Gamma^{k-1}] \cdot \tau + \Gamma^k \cdot \bar{C}^t, \end{aligned}$$

여기서  $\Gamma$ 가 transient하므로 유한한 해가 존재한다.

이상과 같은 과정을 거쳐 계산된, 각 링크에 통화를 할당하는 경우의 파급효과를 반영한 비용함수  $\bar{C}_i^t$ 를 사용하여, 각 경로  $r$ 에 호를 할당하는 비용은 가정 4에 의해 다음과 같이 표시되어질 수 있다.

$$\bar{C}^t(r) = \sum_{i \in r} \bar{C}_i^t \quad (4.8)$$

상기의 비용함수를 사용하여 회선예약 체계를 적용할 때에 최적의 순차적인 루팅은 다음의 정리

4.2에 의해서 달성할 수 있다.

**정리 4.2** 회선예약 체계 하에서, 발신-착신 교환기의 쌍  $\alpha$ 를 연결하는 경로에 호를 순차적으로 할당하고자 하는 루팅정책은, 할당 비용  $\bar{C}^t(r)$ 이 작은 순서로 각 경로에 할당 우선순위를 부여하되, 사용하는 모든 경로에 대하여  $\bar{C}^t(r) \leq 1$ 을 만족하는 것이 최적이다.

(증명) 확률변수  $Z_i$  와  $Z_r$ 를 각각 다음과 같이 정의하기로 하자.

$$\begin{aligned} Z_i &= \begin{cases} 0; & \text{링크 } i \text{ 가 막혀있을 때} \\ 1; & \text{링크 } i \text{ 가 막혀있지 않을 때} \end{cases} \\ Z_r &= \begin{cases} 0; & \text{경로 } r \text{ 이 막혀있을 때} \\ 1; & \text{경로 } r \text{ 이 막혀있지 않을 때} \end{cases} \end{aligned}$$

따라서  $P(r) = P(Z_r = 1) = E Z_r$ 이 되며, 여기서 우회경로  $r$ 에 대하여  $\bar{C}^t(r)$ 를 다음과 같이 정의하기로 한다.

$$\begin{aligned} \bar{C}^t(r) &= E Z_r \cdot \left[ \sum_{i \in r} \bar{C}_i^t(N_i) \right] \\ &= P(r) \cdot \left[ \sum_{i \in r} E \bar{C}_i^t(N_i | Z_r = 1) \right] \\ &= P(r) \cdot \left[ \sum_{i \in r} E \bar{C}_i^t(N_i | Z_i = 1) \right] \\ &= P(r) \cdot \left[ \sum_{i \in r} \bar{C}_i^t \right] = P(r) \cdot \bar{C}^t(r) \end{aligned} \quad (4.9)$$

여기서 마지막 등식은  $Z_i=1$ 과  $N_i(G_i)$ 이 동일한 표현이기 때문에 성립한다. 식 (4.9)로부터  $\bar{C}^t(r)$ 이 경로  $r$ 을 사용하려고 하는 경우의 비용의 기대치이고,  $\bar{C}^t(r)$ 는 실제로 경로  $r$ 을 사용하는 경우에 발생하는 비용의 기대치임을 알 수 있다.

임의의 발신-착신 교환기의 쌍을 연결하는  $M$ 개의 경로가 있다고 가정하고, 위에서 도입하고 설명한 비용개념인  $C^t(r)$ 와 유사한 개념으로  $M$ 개의 경로에 대하여  $C^t(r_1, r_2, \dots, r_m, r_{m+1}, \dots, r_M)$ 를 다음과 같이 정의하기로 한다.

$$C^t(r_1, r_2, \dots, r_m, r_{m+1}, \dots, r_M) = E \sum_{k=1}^M \prod_{l=0}^{k-1} (1 - Z_{r_l}) \cdot Z_{r_k} \cdot \sum_{i \in r_k} C_i^t(N_i) \quad (4.10)$$

식 (4.10)으로부터  $C^t(r_1, r_2, \dots, r_m, r_{m+1}, \dots, r_M)$ 이 임의의 호를 위하여 경로  $r_1$ 을 제일 먼저 사용하려고 시도하고, 이 경로가 막혀있을 경우에 경로  $r_2$ 를 사용하려고 시도하는 등과 같은 상황에서 발생하는 비용의 기대치임을 알 수 있다. 마찬가지로 다음의 등식이 성립함을 알 수 있다.

$$\begin{aligned} C^t(r_1, r_2, \dots, r_{m+1}, r_m, \dots, r_M) &= E \left[ \sum_{k=1}^{m-1} \prod_{l=0}^{k-1} (1 - Z_{r_l}) \cdot Z_{r_k} \cdot \sum_{i \in r_k} C_i^t(N_i) \right. \\ &\quad + \prod_{l=0}^{m-1} (1 - Z_{r_l}) \cdot Z_{r_{m+1}} \cdot \sum_{j \in r_{m+1}} C_j^t(N_j) \\ &\quad + \prod_{l=0}^{m-1} (1 - Z_{r_l}) \cdot (1 - Z_{r_{m+1}}) \cdot Z_{r_m} \cdot \sum_{g \in r_m} C_g^t(N_g) \\ &\quad \left. + \sum_{k=m+2}^M \prod_{l=0}^{k-1} (1 - Z_{r_l}) \cdot Z_{r_k} \cdot \sum_{h \in r_k} C_h^t(N_h) \right] \end{aligned}$$

그렇다면,

$$\begin{aligned} &C^t(r_1, r_2, \dots, r_m, r_{m+1}, \dots, r_M) - C^t(r_1, r_2, \dots, r_{m+1}, r_m, \dots, r_M) \\ &= E \prod_{l=0}^{m-1} (1 - Z_{r_l}) \cdot Z_{r_m} \cdot Z_{r_{m+1}} \cdot \left[ \sum_{i \in r_m} C_i^t(N_i) - \sum_{j \in r_{m+1}} C_j^t(N_j) \right] \\ &= E \left[ \sum_{i \in r_m} C_i^t(N_i) - \sum_{j \in r_{m+1}} C_j^t(N_j) \mid Z_{r_1} = \dots = Z_{r_{m-1}} = 0, Z_{r_m} = Z_{r_{m+1}} = 1 \right] \\ &\quad \cdot P[Z_{r_1} = \dots = Z_{r_{m-1}} = 0, Z_{r_m} = Z_{r_{m+1}} = 1] \\ &= [\bar{C}^t(r_m) - \bar{C}^t(r_{m+1})] \cdot P[Z_{r_1} = \dots = Z_{r_{m-1}} = 0, Z_{r_m} = Z_{r_{m+1}} = 1] \quad (4.11) \end{aligned}$$

식 (4.11)은 필요충분조건으로  $\bar{C}^t(r_m) \leq \bar{C}^t(r_{m+1})$ 이 성립한다면 경로  $r_m$ 을 경로  $r_{m+1}$

보다 먼저 사용하려고 시도하는 것이 최적임을 의미한다. 이러한 관계는 다른 경로들에 대해서도 동일하다. 또한 한 단위의 호를 임의의 경로에 할당하였을 때의 기여도는 1이므로, 이를 위한 비용은 1을 초과하여서는 안된다.

정리 (4.2)는 임의의 발신-착신 교환기의 쌍을 연결하는 경로의 집합이  $(r_1, r_2, \dots, r_m, r_{m+1}, \dots, r_M)$ 이고 해당 발신-착신 교환기의 쌍에 대한 한 단위의 호가 발생하였을 때,  $M$ 개의 경로에 대하여 할당을 순차적으로 시도하되, 시도의 순서를  $\bar{C}^t(r)$ 이 작은 경로부터 실시하여야 한다고 하는 것이다. 즉,  $M$ 개 경로의 비용함수의 크기가  $\bar{C}^t(r_1) \leq \bar{C}^t(r_2) \leq \dots \leq \bar{C}^t(r_M)$ 의 순서로 정리된다고 가정할 때, 발생한 통화수요를 먼저  $r_1$ 에 할당을 시도하고, 해당 경로에 여유가 있으면 할당을 완료

하지만, 막혀 있을 경우에는 두 번째로  $r_2$ 에 동일한 방법으로 할당을 시도하는 과정이 된다. 이와

같은 과정을 반복하다가 마지막으로  $r_M$ 까지 막혀 있거나, 모든 경로의 사용비용이 1보다 큰 경우에는 해당 호는 서비스가 불가능하게 될 것이다.

정리 (4.2)가 요구하는 과정에 따라 호의 할당을 시도함에 있어서 유의하여야 할 사실은, 각 경로를 사용함에 따라 발생하는 비용함수  $\bar{C}'(r)$ 은 루팅 정책에 따라 변하게 되는, 각 링크에의 평균 통화 도착률  $A_i$ 의 함수라고 하는 것이다. 그리고  $A_i$ 는  $\bar{C}'(r)$ 의 크기에 따라 책정되는 루팅정책에 의하여 결정되므로, 결국 특정 루팅정책  $\delta$ 가 주어지면 도착률  $A_i$ 는  $A_i$  자체의 함수가 된다. 그러므로 이러한 관계를 일반적으로 다음과 같은 함수관계로 표현할 수 있다.

$$A = f^{\delta(A)}(A) \quad (4.12)$$

여기서  $A$ 는 각 링크에의 포아송 호 도착률을 원소로 가지는  $(L \times 1)$  벡터이다.  $\delta(A)$ 는 경로설정정책  $\delta$ 가, 정리 (4.2)에 의해 도착률에 의하여 계산되는  $\bar{C}'(r)$ 의 크기에 의하여 영향을 받음을 의미한다.

따라서 식 (4.12)에 대한 해가 존재함을 증명하여야 하는데, 순차적 루팅체계의 성격상 경로별 우선 순위의 부여 체계가 고정되어 있는 단순한 '순수정책'으로는 이를 기대하기가 어렵다. 일반적으로 루팅정책의 최적화는 다양한 순수정책을 일정한 사용 확률을 부여하면서, 동시에 사용하고자 하는, 이른바 '혼합정책'에 의한 경로설정방법을 채용하여야 한다. 따라서 식 (4.12)의 해의 존재를 증명하기 위해서는 point-to-set mapping을 다루고 있는 Kakutani의 fixed-point 정리를 원용하여야만 한다.

Kakutani의 fixed-point 정리를 원용하기 위하여 다음과 같은 정의를 하기로 하자. 우선 호의 도

착률의 벡터인 임의의  $A$ 에 대하여, 다음의 식 (4.13)을 만족시키는 다수의 순수정책들에 대한 randomization으로 이루어진 임의의 혼합정책을  $\pi(A)$ 라고 하자.

$$\bar{C}'(r_1) \leq \bar{C}'(r_2) \leq \dots \leq \bar{C}'(r_M) \leq 1 \quad (4.13)$$

그렇다면, 혼합정책  $\pi(A)$ 에 대하여  $A = f^{\pi(A)}(A)$ 을 만족시키는  $A$ 가 존재한다는 것을 증명하여야만 한다.

정리 4.3 임의의 루팅정책 (혼합정책)  $\pi(A)$ 에 대하여 다음의 관계를 만족시키는, 각 링크에 대한 호의 평균 도착률의 벡터  $A$ 가 존재한다. 그리고 해당 정책들 중 최소한 하나의 정책은 최적정책이다.

$$A = f^{\pi(A)}(A) \quad (4.14)$$

정리 (4.3)의 증명은 박해철[1995]의 정리 4.1에 대한 증명과 유사한 과정을 거치게 되므로 생략하기로 한다. 정리 (4.3)은 박해철[1995]의 정리 4.1과 비교하여 볼 때, fixed-point 방정식을 구성하는 각 식의 내용은 달라지지만, 각 식, 특히 도착률의 벡터인  $A$ 가 Kakutani의 fixed-point 정리를 성립시키기 위한 조건인 lower hemi-continuity의 성격을 그대로 가지고 있기 때문이다.

정리 (4.3)은 루팅정책이 혼합정책인 경우에 식 (4.14)를 만족시키는 fixed-point가 존재한다는 것을 보이고 있다. 따라서 다음에는 식 (4.14)를 만족시키는 fixed-point를 발견하는 방법을 찾아야 하는데, 이 방법은 박해철[1995]에서 제시하고 있는 policy iteration 과정을 원용할 수 있다. 그 결과 발견되는 최적정책은 예를 들면 다음과 같은 형태를 가지게 된다.

즉 회선예약 체계를 적용할 때 최적의 순차적 루

팅정책은, 정리 (4.2)를 만족하는 일정 수(이를테면,  $W$ 개로서  $\delta(1), \delta(2), \dots, \delta(W)$ )의 순수정책을 찾아내고, 이  $W$ 개의 순수정책을 각각  $1/W$ 의 확률로 사용하는 다음과 같은 혼합정책  $\pi(A)$ 이다.

$$\pi(A) \equiv \frac{\delta(1) + \delta(2) + \dots + \delta(W)}{W}$$

### V. 실험 예제

앞에서 분석한 이론에 의한 회선예약 체계 하에서의 최적의 순차적 루팅체계를 실질적인 사례에 적용하여 봄으로써, 그 성과를 회선예약 체계를 적용하지 않는 순차적 루팅체계의 성과와 비교하여

보고자 한다.

실험의 대상이 되는 전화통신망은 AT&T의 Mitra와 Seery가 그들이 제안한 통신경로설정 방법의 성능을 실험하고자 사용하였던 것이다. 그들의 경로설정 방법과 결과는 회선예약 체계를 활용하는데에 의존하고 있다. 그러나 본 연구에서 사용하고 있는 비용의 개념을 사용하고 있지 않기 때문에, 기본적으로 루팅체계의 디자인에 있어서 휴리스틱한 기법을 활용하고 있다.

해당 통신망은 6개의 노드로 구성되어 있으며, 15쌍의 발신-착신 교환기의 쌍이 전부 직접적으로 연결되어 있는 통신망이다. 편의상, 6개의 노드에 게 1부터 6까지의 번호를 부여하고, 각 링크를 그 링크가 연결하고 있는 노드들의 번호로서 구별하기로 한다. 예를 들면, 노드 1과 노드 5를 연결하는

[표 1] 각 링크의 가용능력의 크기와 통화량의 수준

링크 ( $i$ )	가용능력의 크기 ( $T$ )	통화량 수준 ( $\lambda_0$ )	
		한가한 수준	붐비는 수준
1 - 2	36	27.47	41.21
1 - 3	24	6.97	10.45
1 - 4	324	257.81	386.72
1 - 5	48	20.47	30.71
1 - 6	48	29.11	43.66
2 - 3	96	25.11	37.66
2 - 4	96	101.61	152.41
2 - 5	108	76.78	115.17
2 - 6	96	82.56	123.84
3 - 4	12	11.92	17.88
3 - 5	48	6.86	10.29
3 - 6	24	13.25	19.88
4 - 5	192	79.42	119.13
4 - 6	84	83.00	124.50
5 - 6	336	127.11	190.66

링크를 링크 (1-5)라고 부르기로 하자. 경로에 대해서도 유사한 방법으로 구별하기로 하되, 링크 (1-5)와 링크 (5-3)으로 이루어진 경로를 경로 (1-5-3)으로 부르기로 한다.

[표 1]은 각 링크의 가용능력의 크기와 각 발신-착신 교환기의 쌍에 도착하는 호의 단위 시간당 평균 도착률을 통화량의 수준에 따라 요약하고 있다. 통화량의 수준은 크게 나누어 '한가한 수준'과 '붐비는 수준'의 두 가지로 구분되며, 붐비는 수준의 통화량은 한가한 경우의 통화수요량 수준에 1.5를 곱하여 이루어진다. [표 1]에서 묘사되고 있는 통신망은 비록 노드의 수가 6개에 불과하지만, 각 링크의 가용능력의 크기가 매우 다르고, 또한  $\lambda_d$ 도 서로 상이해서 각 링크에서의 통화량 수준의 확률적 행태가 충분히 독립적인 것으로 알려져 있다.

이 통신망에서 각 통화의 지속시간은 평균이 1 (즉,  $1/\mu=1$ )인 지수분포를 따른다고 가정한다. 또한 각 발신-착신 교환기의 쌍을 위한 경로는 한 개, 또는 두 개의 링크로 이루어진 경로만 고려하기로 한다. 따라서 각 발신-착신 교환기의 쌍은 예외 없이, 한 개의 링크로 이루어진 경로 하나와, 두 개의 링크로 이루어진 네 개의 경로를 가지게 된다. 그 결과, 모든 경로의 집합  $R$ 은 모두 75개의 경로를 포함하게 된다.

상기의 통신망에 대하여, 각 통화량 수준별로 fixed-point 계산과정과, policy iteration 과정을 통하여 최적의 순차적 루팅정책을 발견하고, 해당 정책을 적용하여 시뮬레이션을 실시하였다. 그 결과로 나타나는 통신망 전체에 걸친 단위시간 동안의 통화 서비스 거부율이 [표 2]에 요약되어 있다. 이들은 혼합정책을 발견할 필요가 있을 때에는  $W$ 의 값을 편의상 20으로 정하여 시행한 결과이다.

[표 2]에 요약된 기법 중 '직접경로만 사용하는

경우 [기법 1]은 통화경로설정에 있어서 일체의 우회경로를 허락하지 않고, 각 발신-착신 교환기의 쌍 간에 한 개의 링크로 이루어진 경로만 사용할 수 있도록 하는 경우이다. 이 기법에 의한 서비스 거부율의 성과는 우회경로의 사용을 허용하는 다른 기법들의 성과를 가늠할 수 있는 좋은 상대적인 지표가 될 수 있을 것이다.

[기법 2]는 회선예약 체계를 적용하지 않는, 박해철(1994, 1995)이 제시하고 있는 최적의 순차적 루팅체계를 의미한다. [기법 3]은 회선예약 체계를 정리 (4.2)에 부합하도록 적용하면서 모든 링크의 회선예약 수준을 4로 고정 한 경우이다. [기법 4]는 회선예약 체계를 정리 (4.2)에 부합하도록 적용하면서, 회선예약 수준을 서비스 거부율이 가장 낮아지도록 각 링크별로 최적화 한 경우에 해당된다.

또한, 본 논문에서 제시하는 루팅기법에 의한 성과의 우수성 여부를 평가하기 위하여, Mitra와 Seery가 그들의 논문에서 제시하고 있는, 경로별 우선순위를 부여하는 순차적 루팅체계에 의한 서비스 거부율도 동시에 제시되어 있다. Mitra와 Seery의 루팅체계는 일반적인 루팅체계와 마찬가지로 회선예약 체계를 활용하는 루팅체계이다. 여기서 비교대상이 되는 모든 루팅체계는 예외없이 호가 발생하면 우선 하나의 링크로 구성되는 직접 경로에 가장 먼저 할당을 시도한다.

[표 2]에 요약된 결과를 분석하여 보기로 하자. 먼저 한가한 수준의 통화수요량의 경우는 단위시간당 통신망에 도착하는 통화수요의 양이 평균 949.5단위인 경우인데, [기법 1]을 제외하고는, 모든 기법이 통화 서비스를 거부하는 비율이 전혀 없다. 이는 직접경로가 막히는 경우(단위시간당 21.8의 비율), 우회경로 설정정책을 적용하여 적

[표 2] 각 루팅기법의 통화 서비스 거부율 비교

루팅기법 (통화량/단위시간)	통화 서비스 거부율	
	통화량 수준 ( $\lambda_0$ )	
	한가한 수준 (949.5)	붐비는 수준 (1,424.2)
1. 직접경로만 사용하는 경우	21.8	230.4
2. 회선예약 체계를 사용하지 않는 경우	0.0	129.3
3. 회선예약 체계를 사용하는 경우 [ $T_i - G_i = 4$ ]	0.0	142.4
4. 회선예약 체계를 사용하는 경우 [ $(T_i - G_i):optimized$ ]	0.0	129.9
5. Mitra와 Seery의 루팅체계	0.0	150.3

절히 우회경로를 사용, 통화할당을 하면, 통신망 전체의 성과가 상당히 개선될 수 있음을 직접적으로 시사한다.

통신망이 상당히 바빠지고 있는 붐비는 수준의 통화량의 경우, [기법 1]을 제외하고는 모든 기법이 Mitra와 Seery의 루팅체계의 성과를 압도하고 있음을 알 수 있다. 특히 [기법 2]와 [기법 4]에 의한 결과가 비슷한 수준으로 최상의 성과를 보이고 있다. 이와 더불어 [기법 4]에서 최적화한 회선예약 수준을 살펴보면, 링크 (2-3)과 링크 (3-4)의 경우에 2로 설정되는 것을 제외하고는 모든 링크에서 0으로 설정되고 있는데, 이 점을 주목하여야 할 것이다.

이 두 가지 사실은 순차적인 다이내믹 루팅체계에서는 정리 (4.2)와 식 (4.13)으로 표현되는 원칙만 제대로 충족이 된다면, 최상의 성과를 이루는데 있어서 회선예약 체계가 별로 중요한 구실을 하지 못하고 있다는 것을 시사한다. 왜냐하면 우리가 사용하고 있는 비용함수의 정의와 정리 (4.2) 및

식 (4.13)이 요구하는 요건이, 이미 특정 링크가 우회 트래픽에 의해 적정 수준 이상으로 점유 당하는 것을 방지하고 있기 때문이다. 다시 말하자면 식 (4.13)에 의해 이미 필요한 컨트롤이 적절하게 이루어지고 있는 상황에서, 일정 수의 회선을 링크의 가용능력의 크기나 관련 트래픽의 크기에 관계 없이 분할 활용하는 것은 오히려 효율성의 측면에서 볼 때 바람직하지 못하다고 하는 것을 의미한다. 이 논리를 뒷받침하는 또 하나의 사실은 회선예약 수준을 각 링크별로 적정화하였을 때, 링크 (2-3)과 링크 (3-4)의 경우에만 약간의 회선(2회선)이 회선예약 되는 것을 제외하고는 대부분의 링크가 회선예약을 필요로 하고 있지 않다고 하는 것이다.

[표 3]은 통화량이 한가한 수준의 경우를 기준으로 1.0배로부터 1.45배로 증가되어 감에 따라, [기법 2]와 [기법 3]의 성과가 어떻게 차이가 나는가를 집중적으로 보여 주고 있다 ([기법 4]에 의한 성과는 [기법 2]에 의한 성과와 대동소이함).

[표 3] 통화량의 수준변화에 대한 통화 서비스 거부율 비교

기법	통화량의 변화 (한가한 경우 경우의 배수)										
	1.00	1.05	1.10	1.15	1.20	1.25	1.27	1.30	1.35	1.40	1.45
2	0.00	0.03	0.06	0.25	2.18	9.27	15.5	24.7	47.5	73.7	101.6
3	0.00	1.05	3.45	8.52	16.3	27.5	32.5	36.3	63.2	86.4	113.9

전반적으로 [기법 2]가 우월한 성과를 보이고 있는 가운데, 특히 통화량이 한가한 경우인 경우의 1.25배로부터 1.30배에 이르는 수준에서 압도적인 우세를 보이고 있다. 우선 한가한 수준의 경우에 가까운 1.0배로부터 1.20배에 이르는 구간에서는, 통신망의 모든 링크가 상당히 여유가 있는 상황이므로, 각 링크가 우회경로의 일부로 사용되어 우회 트래픽의 할당을 받더라도, 대부분 무리없이 소화가 가능하다. 따라서, 각 링크 회선의 일부가 다소 비효율적으로 분할 활용되더라도 그 영향이 상대적으로 미미할 수밖에 없고, 그 결과가 [기법 2]와 [기법 3]의 근소한 성과 차이로 나타나고 있다고 하는 것이다.

통신망이 상당히 바빠지기 시작하는, 붐비는 수준의 경우에 가까운 1.35배 이상에 이르는 구간에서는, 통신망의 각 링크가 자신이 직접 연결/서비스하고 있는 직접 트래픽을 감당하기에도 이미 벅찬 상황이다. 그러므로, 우회트래픽을 위해 서비스해 주기 위한 여유가 별로 없고, 그 결과 우회경로로 사용되는 경우가 빈번하지 않기 때문에, 각 링크 회선의 일부가 다소 비효율적으로 분할 활용되더라도 그 영향이 상대적으로 크지 않게 된다. 이러한 이유로 인해, 해당 통화량 수준에서도 [기법 2]와 [기법 3]의 성과가 비교적 크게 차이나지 않고 있다.

그러나, 통화량이 한가한 경우인 경우의 1.25배

로부터 1.35배에 이르는 중간 수준에서는 우회 트래픽의 수요가 상당히 발생하면서도 통신망이 그다지 여유가 없는 상황이다. 따라서 회선예약 체계에 의해 회선의 일부가 비효율적으로 분할 활용됨으로 인해서 자원의 효율적 배분이 이루어지지 못하게 되고, 결과적으로 [기법 2]와 [기법 3]의 성과가 비교적 크게 차이나는 것으로 부각되고 있다.

## VI. 결 론

본 연구에서는 하나의 호를 링크에 할당하였을 때 해당 링크로부터 발생하는 비용함수에 바탕을 두고 순차적 루팅체계를 설계하는 과정을 활용하여, 회선예약 체계가 존재하는 통신망에서의 최적의 루팅체계를 설계하는 과정을 살펴보았다.

회선예약 체계가 적용되는 통신망에서의 비용함수는 박해철[1994]에 소개된 비용함수와 다른 형태를 가지지만, 본질적으로 최소비용을 가지는 경로부터 호의 할당을 시작하여야 하는 원칙에는 변함이 없음을 확인하였다.

또한 실험을 통해서, 우회 트래픽에 의하여 각 링크가 지나치게 점유당하는 것을 원칙적으로 배제하는 최적의 순차적 루팅체계를 적용할 때에는, 오히려 획일적인 회선예약 체계가 루팅체계의 성능

저하를 야기할 수도 있다는 사실을 발견하였다. 특히 통신망에 부과된 트래픽의 수준이 중간 정도의 수준일 때에 이런 확실적인 회선예약 체계에 의한 비효율적 특성이 더욱 두드러질 수 있음이 드러나고 있다. 이는 앞에서 정의한 비용함수와 정리 (4.2) 및 식 (4.13)이 요구하는 요건이, 이미 특정 링크가 우회 트래픽에 의해 적정 수준 이상으로 점유 당하는 것을 방지하고 있기 때문이다.

식 (4.13)에 의해 이미 필요한 컨트롤이 적절하게 이루어지고 있는 상황에서, 일정 수의 회선을 링크의 가용능력의 크기나 관련 트래픽의 크기에 관계없이 분할하여 전용선처럼 활용하는 것은, 오히려 효율성의 측면에서 볼 때 바람직하지 못하다고 하는 것을 의미한다. 따라서 회선예약 체계의 사용은 해당 링크의 가용능력의 크기나 특정 시점에서의 트래픽의 크기에 따라 동적으로 조절되지 않으면 안 된다는 것을 시사하고 있다. 그리고 이러한 컨트롤은 이미 앞에서 정의한 비용함수와 정리 (4.2) 및 식 (4.13)에 의해서 회선예약 체계 없이 충족될 수 있다는 것을 보여주고 있다.

## 참 고 문 헌

- 박해철 (1994), "An optimal rule for routing of telecommunications traffic," *생산관리연구*, 제5권, 제1호, 한국생산관리 학회, 112-129.
- 박해철 (1995), "마이크로 의사결정과정을 이용한 전화통신망에서의 최적경로의 발견," *생산관리연구*, 제6권, 제2호, 198-220.
- Akinpelu, J. M. (1984), "The overload performance of engineered networks with nonhierarchical and hierarchical routing," *AT&T Bell Laboratories Technical Journal*, Vol. 63, 1261-1281.
- Ash, G. R., R. Hardwell, and R. P. Murphy (1981), "Design and optimization of network with dynamic routing," *Bell System Technical Journal*, Vol. 60, 1787-1820.
- Ash, G. R., A. H. Kafker and K. R. Krishnan (1981), "Servicing and real-time control of networks with dynamic routing," *Bell System Technical Journal*, Vol. 60, 1821-1845.
- Ash, G. R. (1995), "Dynamic Routing in Telecommunications Network", *IEEE Communications Magazine*, July, 22-39.
- Border, K. (1985), "Fixed point theorems with applications to economics and game theory," Cambridge University Press, Cambridge.
- Denardo, E. V. and H. Park (1991), "Efficient routing of telecommunications traffic," *Technical Report*, Department of Operations Research, Yale University.
- Earle, R. (1987), "A study of approximations used in state dependent routing schemes," *TM-ARH-009-312*, Bellcore.
- Kelly, F. P. (1990), "Routing and capacity allocation in networks with trunk reservation," *Mathematics of Operations Research*, Vol. 15, 771-793.
- Kelly, F. P. (1995), "Modelling Communications Networks, Present and Future," *Proc. R. Soc. Lond. A*, 444, 1-25.
- Konosuke Kawashima and Akiya Inoue (1995), "State- and Time-Dependent Routing in the NTT Network", *IEEE Communications Magazine*, July, 40-47.
- Lazarev, V. G. and S. M. Starobinets (1977), "The use of dynamic programming for optimization of control in networks of communication of channels," *Engineering Cybernetics*, Vol. 15, 107-117.
- Lembersky, M. (1974), "On maximal rewards and  $\epsilon$

-optimal policies in continuous-time Markov decision chains," *The Annals of Statistics*, Vol. 2, 159-169.

Mitra, D. and J. B. Seery, "Comparative evaluations of randomized and dynamic routing strategies for circuit-switched networks," *IEEE Transactions on Communications*, to appear.

Ott, T. J. and K. R. Krishnan (1988), "Separable Routing: A scheme for state dependent routing of circuit switched telephone traffic," *Technical Report*, Bellcore., Morristown.

Steenstrup, M. (1995), *Routing in Communications Network*, 76-85, Prentice-Hall.

# An Optimal Routing Scheme with Trunk Reservation

Haechurl Park \*

## Abstract

The essay presents an optimal principle of sequential routing and a related heuristic scheme in a telephone network with trunk reservation. The rule aims to minimize the expected number of calls that must be refused service reflecting the knock-on effects on the model.

The rule determines which requests for service to accept and how to route each accepted call through the network with trunk reservation, while it adapts its assignments to the level of congestion of the network. We find that a simple sequential routing scheme with randomization performs remarkably well. We present its operating characteristics and report the results of computational experiments with our algorithm.

**Key Words :** trunk reservation, optimal routing, dynamic routing scheme, fixed routing scheme, cost function

---

\* Associate Professor, College of Business Administration, Chung-Ang University, Dongjak-ku, Seoul, 156-756