

지능망에서의 과부하 제어방식

正會員 程炫必* 正會員 李潤鉉*

An Overload Control Scheme in Intelligent Network

Hyon Pil Jung*, Yun Hyun Lee* *Regular Members*

要 約

본 논문에서는 지능망에서의 효율적인 과부하 제어방식을 제안하였다. 지능망의 구조는 소수의 중앙집중화된 SCP와 분산된 다수의 SSP 들로 구성되므로 트래픽의 병목현상이 SCP에서 발생할 가능성이 높아 과부하시 SCP를 과부하로 부터 보호하는 것은 매우 중요하다. 따라서 과부하시 SCP의 정상적인 동작을 보장할 수 있는 새로운 과부하 제어 방식을 제안하였다. 제안된 알고리즘의 성능분석을 위하여 시뮬레이션을 수행하였으며 그 결과 제안된 과부하 제어방식은 지능망에서 매우 효율적인 과부하 제어 방식이라고 결론지을 수 있다.

ABSTRACT

In this paper, a new overload control scheme is proposed for an intelligent network. In intelligent network architecture which is composed of a small number of SCPs and a large number of SSPs, the SCP has high possibility to become bottle-neck of the intelligent network. Hence it is very important to protect the SCP from being overloaded. We propose a control scheme that ensures the proper operation of the SCP in overload condition. We conducted lots of simulation to evaluate the performance of the proposed algorithm. The result shows that the proposed overload control scheme is very efficient for intelligent network.

* 韓國航空大學校 航空電子工學科
Dept. of AVIONICS Engineering
HANKUK AVIATION UNIV.
論文番號 : 94242
接受日字 : 1994年 9月 7日

1. 서론

기존의 전화망과 달리 지능망에서는 다양한 서비스를 제공하므로 지능망에서의 트래픽 특성은 전화망에서의 트래픽 특성과는 매우 사이하다¹⁾. 따라서 지능망에서의 트래픽 관리 기능은 망 자원을 효율적으로 이용하기 위해서 과부하 상태를 검출하고 이에 대응하는 동작을 수행할 수 있는 능력을 필요로 한다.

지능망의 구조는 하나 또는 소수의 중앙집중화된 SCP(Service Control Point:서비스 제어 시스템)와 분산된 다수의 SSP(Service Switching Point:서비스 수행 교환기)로 구성되므로 트래픽의 병목현상이 SCP에서 발생할 가능성이 높아 과부하시 SCP를 과부하로 부터 보호하는 것은 매우 중요하다.

지능망에서 현재까지 발표된 트래픽 감소방법은 비율제어와 자동 호차단(ACG: Automatic Call Gapping)방식이라고 하는 시간에 의한 제어가 있다.^{2,3,4)}

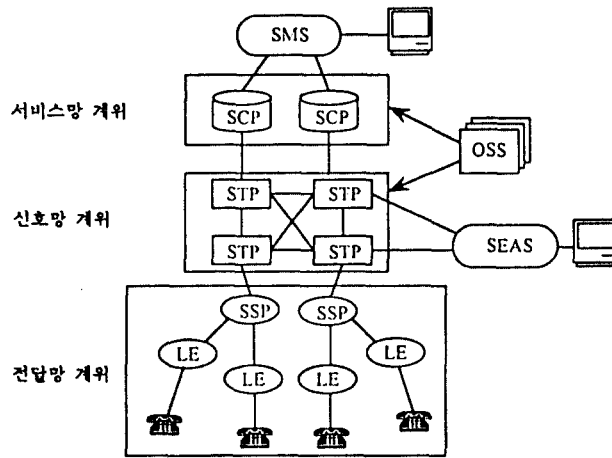
본 논문에서는 SSP들이 과부하 상태가 아닌데도

SCP가 과부하 상태가 되는 경우 SSP에서의 호를 조절하는 것이 자동 호차단방식을 이용하는 지능망에서의 효율적이고 간단한 과부하 제어방식임을 제안하며, 이의 타당성을 시뮬레이션에 의하여 입증하였다.

II. 지능망에서의 과부하 제어 구조

지능망은 그림1과 같이 기존 PSTN망(Public Switched Telephone Network:공중전화망)과 SS No.7(Signaling System No.7 : 공통선 신호망)망을 기반으로 SSP, SCP 그리고 SMS(Service Data Management System : 서비스 데이터 관리 시스템)등으로 구성된다.

SSP는 서비스 망과의 통신을 위하여 신호망의 프로토콜을 처리할 수 있는 능력을 갖고 있다. 지능망 서비스를 위한 가장 핵심적인 요소인 SCP는 SSP가 지능망 서비스 호처리를 할 수 있도록 해주는 서비스 제어 로직과 가입자 데이터 정보(착신과금서비스인 경우 착신과금 번호를 실제 루팅번호로 변환해주는 데



- SCP : Service Control Point
- SMS : Service Management System
- SSP : Service Switching Point
- STP : Signaling Transfer Point
- SEAS : Signaling Engineering and Administration System
- LE : Local Exchange
- OSS : Operation Support System

그림 1. 지능망 구조
Fig. 1. Intelligent Network Architecture

이블)를 제공하는 데이터베이스 시스템을 갖고 있다. 고신뢰도의 패킷교환기인 STP(Signaling Transfer Point: 신호 중계 교환기)들로 구성되는 SS No.7망은 지능망내에서 SSP와 SCP간에서 서비스 제어 정보를 중계하는 기능을 한다.

이를 위하여 SS No.7은 TCAP(Transaction Capability Application Part)이라는 프로토콜을 이용하여 SCP와 SSP간의 대화(Dialog)설정을 가능하게 한다. SMS는 SCP를 지원하는 관리 시스템으로써 서비스 제어를 위하여 필요한 가입자의 데이터를 관리한다. SCP와 SMS간에는 데이터 채널(예, X.25망)로 연결된다.

지능망에서 트래픽 폭주(과부하)상황이 발생하는 원인은 여러가지가 있지만 일반적으로 과부하 제어의 목적은 다음과 같다.^[1,5]

- 과부하 상태에서도 자원의 이용율을 최대화해야 한다. 현재 진행중인 서비스나 새로운 서비스 요구에 망 자원을 효율적으로 할당하여 처리능력이 정상능력 이하로 떨어지는 상태를 방지해야 한다.
- 어떠한 과부하 상태의 서비스도 다른 종류의 서비스에 영향을 주지 말아야 한다.
- 응답지연시간이 최대지연시간을 초과하지 않도록 보장해야 한다.
- 루팅될 수 없는 호들은 가능한 조기에 블러킹시킬 수 있도록 과부하 제어는 효율적이어야 한다.

지능망에서 이와같은 목적들을 달성하기 위한 과부하 제어 방식은 매우 중요하다. 서비스 제어의 특성상 하나 또는 소수의 SCP와 상대적으로 다수인 SSP로 구성되는 지능망 구조에서는 서비스 트래픽의 병목현상이 SCP에서 발생할 가능성이 높다. 따라서 과부하 상태에서 SCP를 보호하는 것은 매우 중요한데 이것은 기존의 교환기를 과부하로부터 보호할 때와는 다른 문제가 발생한다. 그림 2는 PIR 메시지가 SCP에 도달했을때 A점에서 기각되는 경우 SCP는 PIR 메시지를 상위계층으로 전달하여 상위계층에서 메시지의 기각 여부를 결정하는데 많은 처리시간이 필요하므로 트래픽이 매우 높은 경우 SCP에 도착하는 대화요구를 기각하기로 결정하는 데 대부분의 SCP 처리능력을 소비할 수도 있다. 한편 보다 효

율적인 방법으로서 그림 2의 B점에서 대화요구를 기각하는 경우에도 또 다른 문제가 발생한다.

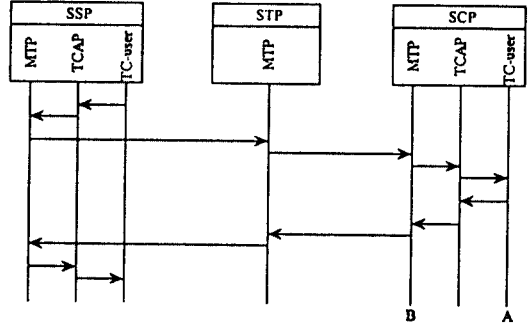


그림 2 지능망 서비스 예
Fig.2. Example of Intelligent Network Service

그러므로 지능망에서는 과부하시 SCP가 호를 제어하는 것보다는 SCP가 SSP에게 제어 메시지를 전송하여 SSP가 SCP로의 트래픽을 감소하도록 하는 것이 바람직하다. 이 방법은 SCP가 특정 SSP로부터 들어오는 메시지만을 제한하도록 명령하는 것도 가능하기 때문에 SCP에 과부하를 유발하지 않은 SSP에게 공정성을 제공할 수 있다. 그러나 SCP가 과부하 상태에 도달했을때 SCP가 과부하 제어 메시지를 SSP로 전송한 후 SCP로의 트래픽이 감소되기까지는 지연시간이 존재한다. 이러한 지연시간이 너무 길다면 SCP는 이 시간 동안에 도착하는 트래픽에 의해서 포화상태가 될 것이다. 따라서 지능망에서의 과부하 제어는 SCP가 과부하 상태를 검출한 시점부터 SCP로 향하는 트래픽이 감소되기까지의 지연시간 동안은 SCP 내부 제어 방식을 적용하며, 그 이후 부터는 SCP의 제어에 의하여 지능망 호를 SSP에서 조절하는 방식이 매우 효율적인 것이다.

이와같은 관점에서 지능망에서의 과부하 제어를 위하여 각 지능망 구성요소들의 역할은 다음과 같다.

- SCP : 과부하 상황을 감시 판단하고 제어가 필요한 경우에 SSP에 제어를 요구한다.
- SSP : SCP의 과부하 제어 요구에 따라 실질적인 지능망 서비스 호들의 기각을 수행한다.
- STP : SCP와 SSP간의 제어 메시지를 전달하는 중계 역할을 한다.
- SMS : 망 운용자에 의한 과부하 제어 명령을 입력 받아 이를 SCP에 전달하고 그 결과를

보고한다.

Ⅲ. 지능망에서의 과부하 제어 방법

1. SCP 내부에서의 과부하 제어

SCP에서의 과부하 제어 방식은 제어변수에 따라 프로세서 점유율에 의한 방식, 입력 큐길이에 의한 방식, 입력부하에 의한 방식으로 구분된다. 본 논문에서는 입력 큐길이에 의한 방식을 채택하였는데 SCP는 입력큐에서 대기하는 메시지의 갯수가 K개 이하가 되도록 제어함으로써 메시지 응답시간이 최대 지연시간을 초과하지 않도록 한다. 여기서 K는 대화의 시작을 나타내는 PIR 메시지의 갯수만을 의미한다. 즉 SCP의 입력큐의 메시지 갯수가 K개일때 도착하는 PIR 메시지는 SCP에 의해 기각된다. 따라서 SCP가 과부하 상태를 검출한 시점부터 SCP로 향하는 트래픽이 감소되기 까지의 지연시간 동안 SCP 입력큐에서의 메시지 갯수가 K개 일때 도착하는 PIR 메시지들은 기각된다. 그리고 SSP에 의해 트래픽이 제어되는 동안에도 SCP의 입력큐에서의 메시지의 갯수가 K개 일때 도착하는 PIR 메시지도 기각된다.

2. SSP 내부에서의 과부하 제어

SSP에서 지능망호의 조절은 자동 호차단방식을 근간으로 하며 제어에 필요한 파라메타의 산출은 제어구간(T_c)마다 SCP에서 이루어진다. 제어구간이 끝나는 시점마다 SCP는 SSP에서 SCP로 시도된 호의 수(N_i)와 호차단시간(T_g)을 이용하여 가입자측에서 SSP측으로 시도된 트래픽(λ)을 예측하고, 이를 토대로 지능망 외부의 트래픽을 산출한 후, 다음 제어구간에 적용할 호차단시간을 산출하여 이를 SSP측으로 전송한다. 호차단시간에 대한 정보를 수신한 SSP들은 이를 이용하여 다음의 2가지 호차단방식중 하나로 동작한다.

2.1 자동 호차단방식-1^{3,4)}

SSP로 부터 SCP로 보내지는 트래픽을 감소시키

기 위하여 SSP는 하나의 PIR 메시지를 SCP로 전송한 후 호차단시간(T_g)동안 PIR 메시지의 전송을 차단하고 T_g 이후에 도착하는 최초의 PIR 메시지를 전송한 후 다시 T_g 동안 차단하는 과정을 반복한다. 다시 말하면 일단 1개의 호가 허용되면 그 시점부터 T_g 시간동안에 입력되는 호는 모두 기각된다. 자동 호차단 방식-1의 동작원리는 그림.3에 나타내었다.

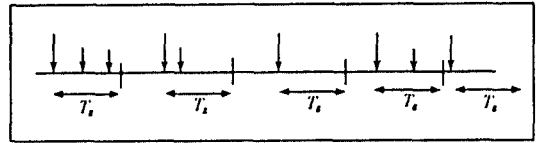


그림 3. 자동 호차단방식-1 동작원리
Fig. 3. Operation Principle of ACG Scheme-1

2.2 자동 호차단방식-2³⁾

시간축을 균등한 간격(T_g)으로 구분하여 T_g 시간동안에 입력되는 최초의 호만을 허용하며 나머지 호들은 기각하는 방식이다. 자동 호차단방식-2의 동작원리를 그림.4에 나타내었다.

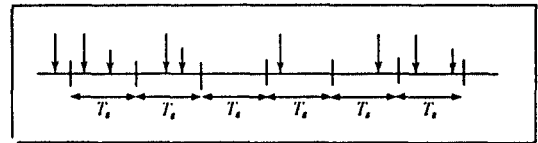


그림 4. 자동 호차단방식-2의 동작원리
Fig. 4. Operation Principle of ACG Scheme-2

2.3 자동 호차단 방식-1과

자동 호차단방식-2의 성능비교

이상적인 자동 호차단방식은 호차단시간 T_g 동안 1개 이상의 호가 도착하는 입력 트래픽이 인가된 경우 호의 허용율은 정확히 T_g 동안 1개만을 허용해야 하고, T_g 시간 동안 1개이하의 호가 도착하는 입력트래픽이 인가된 경우에는 모든 호를 허용해야 한다. 이를 수식으로 표현하면 다음과 같다.

$$\Phi_0(\lambda) = \begin{cases} 1 & \text{if } \lambda \geq 1 \\ \lambda & \text{if } \lambda < 1 \end{cases} \quad (1)$$

자동 호차단방식에서 호차단시간 T_g 는 시스템의 성능이 원하는 수준이 되도록 정해지는 파라메타이다. T_g 시간당 1개의 호가 허용되므로 호의 도착은 평균이 λ 인 포아송(Poisson)프로세스를 따른다고 가정하면 자동 호차단방식-1과 자동 호차단방식-2에서의 호 허용율 $\phi_1(\lambda)$ 과 $\phi_2(\lambda)$ 는 다음과 같이 산출된다.

$$\phi_1(\lambda) = \frac{\lambda}{1+\lambda} \quad (2)$$

$$\phi_2(\lambda) = 1 - e^{-\lambda} \quad (3)$$

λ 가 양의 값을 갖는 경우 항상 $\phi_1(\lambda) < \phi_2(\lambda)$ 이다. 자동 호차단방식-1과 자동 호차단방식-2의 성능을 그림5에 나타내었는데, 이상적인 자동 호차단방식도 또한 나타내었다. 이 그림에서 볼때 $\lambda=1$ 인 경우 $\phi_1(1)=0.50$ 이고 $\phi_2(1)=0.63$ 임을 알 수 있다. 따라서 자동 호차단방식-2는 자동 호차단방식-1보다 성능이 우수한 알고리즘임을 알 수 있다.

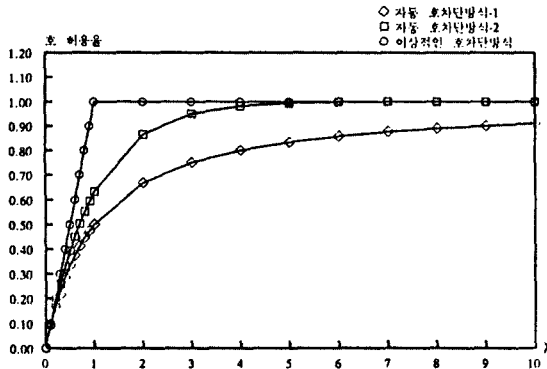


그림 5 자동 호차단방식-1과 자동 호차단방식-2의 성능 비교
Fig.5. Performance Comparison of ACG Scheme-1 and ACG Scheme-2

3. 파라메타 산출 방법

SSP가 지능망호를 서비스하기 위하여 SCP측으로 요구하는 질의 메시지의 갯수는 지능망 서비스마다 다르다. SCP는 지능망호 서비스중 첫번째 질의 메시지인 PIR 메시지가 도착했을때 이를 허용할 것인지 또는 기각할 것인지를 결정하며 일단 PIR 메시지를 허용하면 나머지 질의에 대한 응답도 수행해야 한다. 따라서 SCP에서는 제어구간(T_c)동안에 도착한 PIR

메시지의 갯수를 토대로 필요한 파라메타를 산출한다. 이를 위하여 다음과 같은 변수를 정의한다.

m : SSP의 갯수

SSP_i : i-번째 SSP ($i=1,2,\dots,m$)

N_i : T_c 시간동안 SSP_i로 부터 SCP에 도착한 PIR 메시지의 갯수

N : T_c 시간동안 SSP로 부터 SCP에 도착한 총 PIR 메시지의 갯수, 즉, $N = \sum_{i=1}^m N_i$

λ_i : SSP_i 에 도달하는 지능망 호의 도착율(호/초)

λ : 모든 SSP에 도달하는 지능망 호의 총 도착율, 즉, $\lambda = \sum_{i=1}^m \lambda_i$

M : SCP의 처리용량(호/초)

$T_{g,t}$: 현재 제어구간에서의 호차단시간.

$T_{g,t+1}$: 다음 제어구간에서의 호차단시간.

제어구간 T_c 동안 SCP가 처리할 수 있는 호의 수는 MT_c 이므로 다음 제어구간 동안 SCP에 도착하는 PIR 메시지의 총 갯수가 MT_c 에 근접하도록 본 논문에서는 T_g 를 다음과 같이 산출하는 간단한 방법을 제안한다.

$$T_{g,t+1} \begin{cases} T_{g,t} \frac{N}{MT_c} & \text{if } \lambda > M \\ 0 & \text{otherwise} \end{cases} \quad (4)$$

식(4)에서 먼저 $\lambda > M$ 인 경우는 SSP로 부터 SCP로의 트래픽이 SCP의 처리용량을 초과하는 상황을 나타내는데 현재 제어구간 동안 호차단시간 $T_{g,t}$ 를 가지고 제어를 수행한 결과 SCP에 도착한 총 PIR 메시지의 갯수가 N 이므로 다음 제어구간에 적용할 호차단시간 $T_{g,t+1}$ 은 $T_{g,t}$ 를 N/MT_c 비율만큼 변경한 값으로 취한다. 즉, $N < MT_c$ 인 경우 $T_{g,t+1} < T_{g,t}$ 이므로 다음 제어구간 동안의 지능망호는 현재 구간보다 많이 허용될 것이며 $N > MT_c$ 인 경우는 적게 허용될 것이다. 또한 $\lambda \leq M$ 인 경우는 트래픽이 SCP 처리용량 이하로 입력되는 경우를 나타내므로 모든 지능망호는 허용된다.

식(4)는 자동 호차단방식-1과 자동 호차단방식-2에서의 제어 파라메타인 T_g 에 적용할 수 있다. 제어구간이 끝나는 시점마다 식(4)를 이용하여 $T_{g,t+1}$ 를 산출하고 이를 자동 호차단 방식-1에 적용하는 경우, 현재 제어구간동안 가입자로 부터 모든 SSP에 도착하는 지능망호의 총도착율(λ)은 다음과 같이 예측한

다. 이를 위하여 지능망에서의 호의 도착과 T_g 와의 관계를 그림6에 나타내었는데 여기서 긴 화살표는 허용된 호를 의미하고 짧은 화살표는 기각된 호를 의미한다.

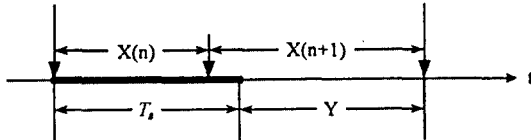


그림 6. 지능망호의 도착과 T_g 와의 관계
Fig.6. Relation between IN Call Arrival and T_g

$X(n)$ 은 $(n-1)$ 번째 호가 도착한 순간부터 n 번째 호가 도착할 때까지의 시간간격을 나타내고 Y 는 T_g 이후에 처음 호가 도착할 때까지의 시간간격을 나타낸다고 하고, SSPi에 도착하는 입력 트래픽이 포아송 분포를 따른다고 가정하면 Y 도 $X(n)$ 과 동일한 지수 분포를 따르므로 Y 의 평균은 $X(n)$ 의 평균과 같다.

$$E[Y] = E[X(n)] = \frac{1}{\lambda_i} \quad (5)$$

따라서, SSPi로 부터 SCP에 도착하는 호들의 평균 도착시간간격과 λ_i 는

$$\left(\frac{N_i}{T_c}\right)^{-1} = T_g + \frac{1}{\lambda_i} \quad (6)$$

가 되고, 이를 정리하면 식(7)과 같이 된다.

$$\lambda_i = \frac{N_i}{T_c - N_i T_g} \quad (7)$$

이를 모든 SSP에 적용하여 합하면 현재 제어구간 동안 가입자로 부터 SSP에 도착한 총트래픽이 된다. 자동 호차단방식-2에서는 T_g 시간동안 1개의 지능망호만이 허용되므로 입력 트래픽이 포아송 분포를 따른다고 가정하면 현재 제어구간동안 SSP에 도착한 λ_i 는 다음과 같은 관계식이 성립한다.

$$(1 - e^{-\lambda_i T_g}) \frac{T_c}{T_g} = N_i$$

$$\lambda_i = \frac{1}{T_g} \log_e \left(1 - \frac{N_i T_g}{T_c} \right) \quad (8)$$

여기서 $(1 - e^{-\lambda_i T_g})$ 는 T_g 시간동안 1개 이상의 지능망 호가 도착할 확률을 의미한다. 따라서 식(8)을 이용하여 가입자로 부터 SSPi에 도착한 트래픽 λ_i 를 예측하고 이를 합하면 총트래픽 λ 를 산출할 수 있다.

IV. 성능분석

1. 시뮬레이션 모델

성능비교를 위하여 그림 7과 같은 간략화된 지능망 모델을 이용하여 시뮬레이션을 수행하였다.

이 모델은 1개의 SCP와 40개의 SSP로 구성되었고 지능망 서비스로는 착신과금서비스(Free Phone Service)를 고려하였다. 또한 시뮬레이션 수행은 시뮬레이션 전용 언어인 SLAM II 를 이용하였다.^[1]

SCP 내부에서의 제어방법으로는 SCP의 입력 큐에 있는 첫번째 질의인 PIR 메시지의 갯수가 K개 이하가 되도록 제어하는 입력 큐길이에 의한 방식을 사용하고, SSP 내부에서의 과부하 제어방법으로는 제어 파라메타인 호차단시간의 산출을 식(4)를 이용하여 이를 자동 호차단방식-1에 적용한 제어방식-1과 자동 호차단방식-2에 적용한 제어방식-2의 성능을 비교하였다.

SCP는 과부하 상태를 감시 판단하고 과부하시 SSP에게 제어를 요구하며 SSP는 SCP의 과부하 제어 요구에 따라 실질적인 지능망호들의 조절기능을 수행한다. 시뮬레이션 모델에서 착신과금서비스를 고려한 SCP와 SSP 사이의 메시지 흐름은 그림8에서 보는 바와 같다.

SCP는 프로세서 점유율이 90%일때 시간당 360,000(호)를 처리할 수 있다고 가정하였으며, SCP의 점유율이 90%일때에 시도되는 트래픽을 100% 부하로 표현한다. 그림8에서 호당 SCP가 처리하는 각각의 task(Provide Instruction Request, Call Begin, Call Ends)를 처리하는데 소요되는 시간은 3(ms)로 가정하였고, SCP에서 지능망호를 기각하는

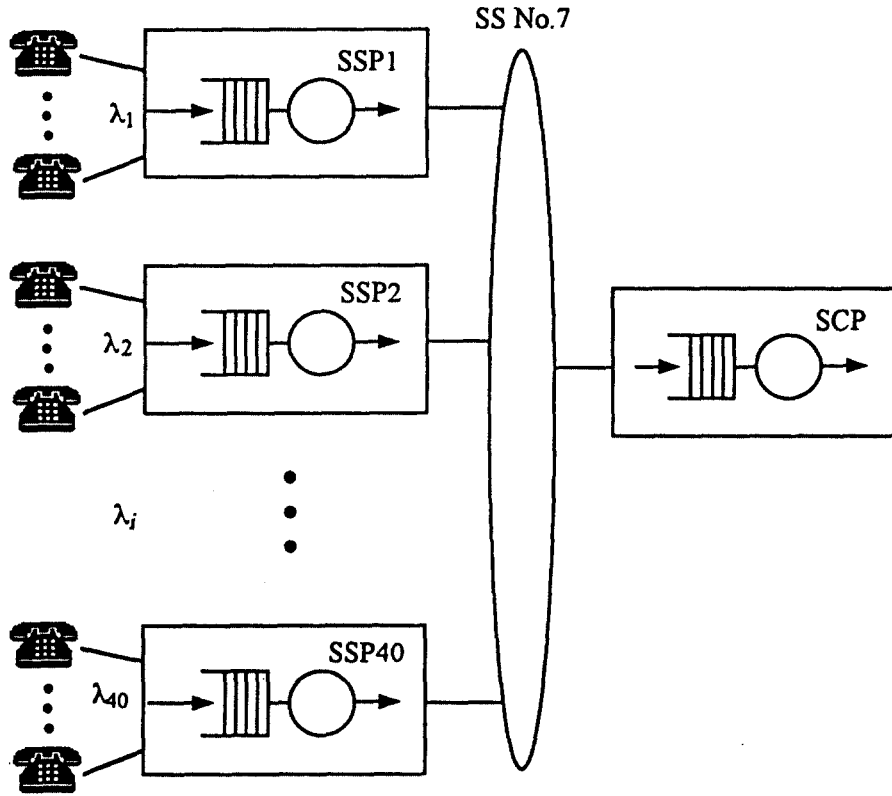


그림 7. 시뮬레이션 모델
Fig.7. Simulation Model

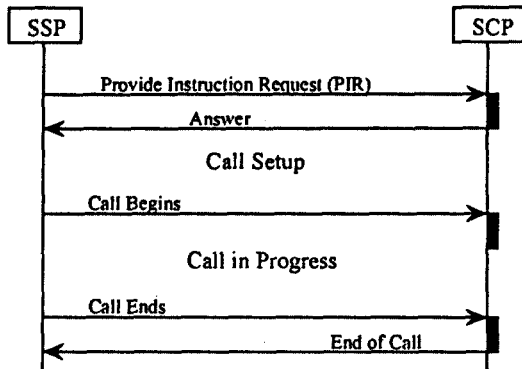


그림 8. 시뮬레이션 모델에서의 메시지 흐름
Fig.8. Message Flow in Simulation Model

데 소요되는 처리시간은 1 (ms)로 가정하였으며, 호의 기각에 따르는 가입자들의 호의 재시도는 고려하지 않았다. SCP 내부 과부하 제어 시작의 판단 기준이 되는 큐길이에 대한 임계치 K는 43으로 가정하였다. 즉 SCP의 프로세서 입력큐에서의 PIR 메시지의 갯수가 43개 이상이 되면 과부하 제어를 시작하며 SCP의 프로세서 입력 큐에 있는 PIR 메시지의 갯수가 43일때 도착하는 PIR 메시지는 기각한다. 또한 SSP에 도착하는 지능망 트래픽들은 포아송 분포를 따른다고 가정하였다.

2. 시뮬레이션 결과

포아송 분포를 따르는 입력트래픽이 시뮬레이션 모델이 인가되는 경우에 시뮬레이션을 수행하여 첫번

책질의 메시지인 PIR 메시지의 응답시간(초), SCP 내 프로세서 입력 큐에서의 메시지 평균 큐길이, 단위시간당 수율, SCP내 프로세서 평균 점유율을 분석하였다. 여기서 PIR 메시지의 응답시간은 SSP로부터 SCP까지의 전송시간, 입력 큐에서의 대기시간, task처리시간, SCP로부터 SSP까지의 전송시간들의 합으로 이루어지는데 SCP와 SSP간의 전송시간은 과부하 제어의 성능과는 관계가 없으므로 고려하지 않았다.

먼저 제어구간의 변화에 대해서 제어방식-1과 제어방식-2의 성능을 분석하기 위하여 입력트래픽 200% 과부하인 경우 제어구간을 1초에서 10초까지 변화시키면서 시뮬레이션을 수행한 결과를 표.1에 나타내었다. 이 결과로부터 제어구간이 변화함에 따라 응답시간, 큐길이, 점유율 그리고 수율등은 일정함으로 각각의 제어방식의 성능에는 커다란 변화가 없으며, 또한 2가지 제어방식의 성능은 거의 비슷함을 알 수 있다.

표 1. 제어구간의 변화에 대한 시뮬레이션 결과
table.1. Simulation Results for Control Interval Variation

(제어방식-1)

제어구간	응답시간	큐길이	점유율	수율
1초	0.0131	3.268	0.8965	100.00
2초	0.0128	3.169	0.8954	100.00
3초	0.0127	3.124	0.8950	100.00
4초	0.0126	3.110	0.8947	99.983
5초	0.0126	3.090	0.8944	99.955
6초	0.0126	3.092	0.8942	99.934
7초	0.0126	3.083	0.8941	99.915
8초	0.0125	3.080	0.8939	99.894
9초	0.0125	3.071	0.8937	99.875
10초	0.0125	3.067	0.8935	99.857

(제어방식-2)

제어구간	응답시간	큐길이	점유율	수율
1초	0.0193	5.249	0.8969	100.00
2초	0.0188	5.082	0.8957	100.00
3초	0.0186	5.029	0.8953	100.00
4초	0.0186	5.029	0.8950	100.00
5초	0.0185	4.994	0.8949	100.00
6초	0.0184	4.970	0.8948	99.995
7초	0.0185	4.993	0.8947	99.983
8초	0.0185	4.998	0.8946	99.975
9초	0.0185	4.978	0.8946	99.971
10초	0.0185	4.980	0.8945	99.962

표.2는 제어구간이 10초인 경우 입력 트래픽을 110%에서 600%까지 변화시키면서 시뮬레이션을 수행한 결과를 나타내는데 2가지 제어방식의 수율은 SCP의 처리용량인 100(호/초)에 매우 근접함으로써 2가지 제어방식의 성능은 거의 비슷함을 알 수 있다. 이는 자동 호차단방식-2가 자동 호차단방식-1보다 성능이 우수한 것임에도 불구하고 제어구간이 끝나는 시점마다 다음 제어구간에 적용할 제어 파라메타인 T_g 를 정확하게 산출하였기 때문인 것으로 분석할 수 있다.

표 2. 입력 트래픽의 변화에 대한 시뮬레이션 결과
table.2. Simulation Results for Input Traffic Variation

(제어방식-1)

트래픽	응답시간	큐길이	점유율	수 율
110%	0.0214	5.725	0.8919	99.677
150%	0.0142	3.552	0.8927	99.776
200%	0.0125	3.067	0.8935	99.857
300%	0.0118	2.858	0.8940	99.909
400%	0.0117	2.826	0.8944	99.949
500%	0.0117	2.824	0.8944	99.957
600%	0.0116	2.809	0.8945	99.961

(제어방식-2)

트래픽	응답시간	큐길이	점유율	수 율
110%	0.0214	5.721	0.8931	99.821
150%	0.0153	3.924	0.8939	99.905
200%	0.0185	4.980	0.8945	99.962
300%	0.0310	9.103	0.8948	99.996
400%	0.0409	12.673	0.8950	100.00
500%	0.0472	15.320	0.8950	100.00
600%	0.0511	17.200	0.8949	100.00

그림.9와 그림.10은 제어구간이 10초이고 입력 트래픽이 200% 과부하인 경우 과부하가 시작된 순간부터 360(초)까지 SCP 점유율의 궤적을 나타내는데 2가지 제어방식 모두 90% 근방에서 변화함으로써 과부하 제어가 성공적으로 수행되고 있음을 알 수 있다.

V. 결론

본 논문에서는 자동 호차단방식을 이용한 지능망에서의 효율적인 과부하 제어 방식을 제안하고 그 성능을 시뮬레이션에 의하여 평가하였다. 지능망 서비스 차원에서의 과부하 제어는 자동 호차단

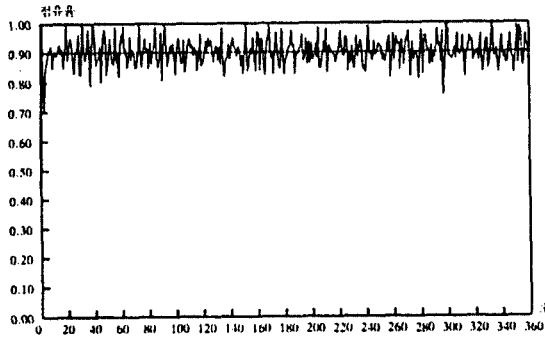


그림 9. 제어방식-1에서의 점유율의 궤적
Fig.9. Locus of Utilization for Control Scheme-1

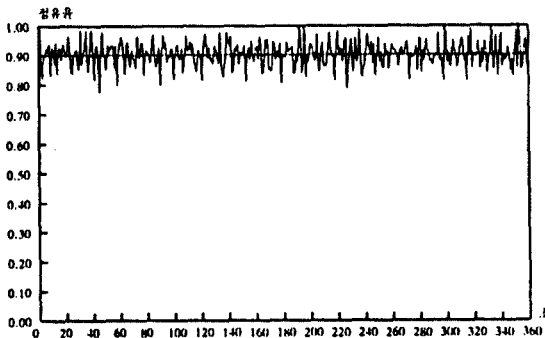


그림 10. 제어방식-2에서의 점유율의 궤적
Fig.10. Locus of Utilization for Control Scheme-2

(Automatic Call Gapping)방식을 기초로 하여 자동 호차단방식-1과 자동호차단방식-2의 2가지 방식이 제시되어 왔다. 자동 호차단방식에서 가장 중요한 파라메타는 T_g 로서, 본 논문에서는 과부하시 제어구간이 끝나는 시점마다 다음 제어구간에서의 T_g 를 산출하는 새로운 방법을 제안하였다.

자동 호차단방식-2는 자동 호차단방식-1보다 효율적으로 지능망호를 조절할 수 있는 알고리즘이지만 본 논문에서 제안한 다음제어구간에 적용할 파라메타인 T_g 를 이용하면 2가지 제어방식의 성능은 거의 동일함을 시뮬레이션 결과를 통해서 알 수 있었다. 제어방식-1과 제어방식-2의 시뮬레이션 결과를 보면 과부하 상태인 SCP에서의 프로세서 점유율이 90% 수준을 잘 유지하고 있으며, PIR 메시지의 응답시간과 입력 큐에서의 메시지의 평균 길이도 급격하게 증가하지 않음을 알 수 있었다. 또한 단위시간당 수용도 100에 매

우 근접하여 제어가 효율적으로 이루어짐을 알 수 있었다. 따라서 자동 호차단방식-1을 이용한 제어방식-1과 자동호차단방식-2를 이용한 제어방식-2는 지능망에서 효율적으로 과부하를 제어하는 방식이다. 본 연구는 광주이동통신(주)의 연구비 지원에 의하여 이루어진 것임.

참고문헌

1. U.Korner and C. Nyberg, "Overload Control in Communications Networks," GLOBECOM '91, pp.1331-1335, 1991
2. A.Bouix, C.Chabernaud and B.Vilain, "Intelligent Network Traffic Aspects," ICC Conference on Intelligent Network, May 1992
3. R.A. Farel and M. Gawande, "Design and Analysis of Overload Strategies for Transaction Network Databases," 13th ITC, Copenhagen, 1991
4. D.Turmer and B.Key, "A New Call Gapping Algorithm for Network Traffic Management," 13th ITC, Copenhagen, 1991
5. G.Hebuterne, L.Romoeuf and R.Kung, "Load Regulation Schemes for the Intelligent Network," ISS 90, paper B8-5, pp.159-164, 1990
6. D.Carl and R.Rieken, "Congestion Control and Overload Prevention in Intelligent Network," ICC Conference on Intelligent Network, May 1992
7. A.Alan B.Pritsker, "Introduction to Simulation and SLAM II, A Halsted Press Book, John Wiley & Sons.



程炫必(Hyon Pil Jung) 정회원
1948년 8월 15일생
1971년 2월 : 한국항공대학 항공동
신공학과 졸업
1983년 8월 : 조선대학교 대학원(공
학석사)
1991년 12월 : State University of
New York at
Buffalo 객원교수

1992년 2월 : 한국항공대학 항공전자공학과 박사과정 수료
1977년 3월 ~ 현재 : 조선대학교 병설공업전문대학 전자통신
과 교수

李潤鉉(Yun Hyun Lee) 정회원
1941년 8월 24일생
1965년 2월 : 한국항공대학 전자공
학과 졸업
1985년 2월 : 경희대학교 대학원 전
자공학과 공학박사
1985년 9월 : 통신기술사

1988년 2월 : State University of New York at
buffalo 교환교수

1994년 ~ 현재 : 한국항공대학교 통신정보 공학과 교수