

論文 98-35S-3-8

이동통신망의 전향 신호 채널을 위한 다중화 방식

(Multiplexing Scheme for Forward Signaling Channels in Wireless Cellular Networks)

崔 天 源 *

(Cheon Won Choi)

요 약

이 논문에서 제 2 세대 이동통신망과 ATM 무선망을 포함하는 연결 전용 이동통신망을 고려한다. 이 시스템은 페이징과 채널할당 패킷의 전송을 위한 독립된 전향 신호 채널을 갖고 있다. 어느 로케이션 에리어에 위치한 사용자에게 호 요청이 있을 때, 이 로케이션 에리어에 속한 모든 기지국은 해당하는 사용자에게 이러한 호 요청을 알리기 위해 전향 신호 채널을 통해 페이징 패킷을 방송한다. 한 로케이션 에리어에 위치한 사용자를 몇 개의 페이징 군으로 나누고 단말기를 슬롯 모드로 운영하여 배터리로 구동되는 사용자의 단말기의 전력 소모를 줄일 수 있다. 그러나 상대적 전력소모 수준을 낮추기 위해 페이징 군의 수를 증가시키면 페이징 패킷의 전향 신호 채널 액세스로 인한 지연 수준은 증가한다. 사전 협의된 서비스 품질 수준을 유지하기 위해 페이징 패킷의 지연 수준은 제한되어야 한다. 이 논문에서 전향 신호 채널에서 각 페이징 군에 속한 사용자로 향하는 페이징 패킷에 대한 정적 및 동적 다중화 방식을 제시하고, 이러한 방식에서 페이징 패킷의 지연 수준과 상대적 전력소모 수준을 계산하는 해석적 방법을 개발한다. 이 해석 방법을 이용하여 망에 관련된 파라미터가 지연 수준과 상대적 전력소모 수준에 미치는 영향을 검토한다.

Abstract

We consider connection-oriented wireless cellular networks such as the second generation wireless cellular networks and wireless ATM networks. In these networks, a separate forward signaling channel is provided for the transmission of paging and channel allocation packets. When a call destined to a user is requested, all the base stations in the user's current location area broadcast the corresponding paging packet across forward signaling channels. By slot mode operation and paging group allocation for users in a location area, we can reduce relative power consumption level at battery-operated terminals. However, as the number of paging groups is increased for lowering relative power consumption level, a paging packet experiences higher delay to access the forward signaling channel. For the pre-negotiated quality-of-service level, paging packet delay level must be limited. In this paper, we consider static and dynamic multiplexing schemes for paging packets, and develop an analytical method for calculating paging packet delay and relative power consumption levels. Using this analytical method, we investigate the effect of network parameters on the paging packet delay and relative power consumption levels.

* 正會員, 檀國大學校 電子컴퓨터工學部

(Division of Elec. and Computer Engineering Dankook University)

※ 이 연구에 단국대학교 대학연구비 지원을 받았다.

接受日字: 1998年1月5日, 수정완료일: 1998年2月20日

I. 서론

이 논문에서 연결 전용(connection-oriented) 이동통신망을 고려한다. 이러한 이동통신망은 IS-54 (Electronic Industry Association Interim Standard 54), IS-95, GSM(European Global System for Mobile Communications) 등의 제 2 세대 이동통신망과 ATM 무선망을 포함한다^{[2][3][8]}. 이들 시스템은 신호(signaling) 정보의 전송을 위한 독립된 통신 채널을 갖고 있다. 이 신호 채널은 기지국으로부터 사용자에게 이르는 전향 신호 채널(forward signaling channel)과 사용자가 기지국으로 신호 정보를 보내기 위해 액세스(access)하는 후향 신호 채널(reverse signaling channel)로 구성되어 있다. 제 2 세대 이동통신망에서 전향 신호 채널은 페이징(paging) 패킷과 채널 할당(channel allocation) 패킷을 기지국으로부터 사용자로 전달하는 임무를 담당한다. 이와 유사하게 ATM 무선망에서는 전향 신호 채널을 통해 페이징과 가상 회선 할당(virtual circuit allocation) 패킷이 전송된다. 이동통신망의 서비스를 받는 지역은 지역적으로 로케이션 에리어(location area)로 나뉘고, 로케이션 에리어는 다시 셀(cell)로 나뉜다. 셀은 한 기지국이 관할하는 단위 지역이다. 어느 로케이션 에리어에 위치한 사용자에게 호 요청이 있을 때, 이 로케이션 에리어에 속한 모든 기지국은 해당하는 사용자에게 이러한 호 요청을 알리기 위해 전향 신호 채널을 통해 페이징 패킷을 방송(broadcast)한다. 사용자는 호 요청을 하거나 페이징에 대한 응답을 하기 위해, 혹은 자신이 위치한 지역의 변동 사항을 보고하기 위해 후향 신호 채널을 통해 채널 요청(channel request) 패킷을 보낸다. 기지국은 사용자로부터 채널 요청을 받으면, 만약 가능하다면, 채널을 할당하고 이 내용을 채널 할당 패킷에 담아 전향 신호 채널을 이용하여 전달한다.

사용자의 단말기는 배터리로 구동된다. 따라서 페이징 패킷을 받기 위한 전향 신호 채널의 감지에 소모되는 전력을 줄이는 것이 바람직하다. 전력소모 수준을 낮추기 위해 단말기는 슬롯 모드(slotted mode)로 구동할 수 있다. 한 로케이션 에리어에 위치한 사용자들 몇 개의 군(group)으로 나누고 하나의 군에 속한 사용자로 향하는 페이징 패킷은 사전에 정해진 슬롯 시간에만 전송함으로써 사용자의 단말기는 이러한 정

해진 슬롯에서만 활성 상태(active state)로 구동될 수 있다. 따라서 페이징 패킷을 받기 위해 소모되는 상대적 전력 수준을 줄일 수 있다.

그러나 단말기의 상대적 전력소모 수준을 낮추기 위해 페이징 군의 수를 증가시키면 페이징 패킷의 전향 신호 채널 액세스로 인한 지연 수준은 증가한다. 한 사용자로 향하는 호를 위해 기지국은 페이징 패킷을 방송한다. 호 요청을 한 측의 시효 만료(time-out)를 방지하기 위하여 그리고 회선 형성 시간을 사전 협의된 최대 수준 이하로 유지하기 위해 기지국에서 페이징 패킷의 전향 신호 채널 액세스로 인해 발생하는 지연 수준은 제한되어야 한다.

전향 신호 채널을 통한 페이징 패킷의 전송 방식은 이러한 요소를 적절히 통합하도록 설계되어야 한다. 이 논문에서 전향 신호 채널에서 각 페이징 군에 속한 사용자로 향하는 페이징 패킷에 대한 정적(static) 및 동적(dynamic) 다중화 방식을 제시하고, 이러한 다중화 방식에서 페이징 패킷의 지연 수준과 상대적 전력소모 수준을 계산하는 해석적 방법을 개발한다. 이 해석 방법을 이용하여 망에 관련된 파라미터(parameter)가 지연 수준과 상대적 전력소모 수준에 미치는 영향을 검토한다.

2 장에서 전향 신호 채널에서 페이징 패킷에 대한 정적 및 동적 다중화 방식을 설명한다. 3 장에서는 2 장에 서술한 각각의 방식의 도입으로 발생하는 페이징 패킷 지연 시간의 확률적 성질을 규명하고 지연 수준을 계산하는 해석적 방법을 개발한다. 아울러 상대적 전력소모 수준을 계산하는 해석 방법을 기술한다. 4 장에서는 3 장의 해석 방법을 이용하여, 망에 관련된 파라미터(parameter)가 페이징 패킷 지연 수준과 상대적 전력소모 수준에 미치는 영향을 수치적 예를 통해 검토하고, 이 두 가지 요소를 고려하는 최적화 문제를 논의한다.

II. 페이징 패킷의 정적 및 동적 다중화 방식

논문에서 고려하는 이동통신망의 서비스를 받는 지역은 지역적으로 로케이션 에리어로 나뉘고 로케이션 에리어는 다시 셀로 나뉜다. 각각의 셀은 하나의 기지국을 포함하고 있다. 각 기지국은 기지국으로부터 기지국이 관할하는 셀에 위치한 사용자에게 이르는 독립된

전향 신호 채널을 갖고 있다. 전향 신호 채널은 페이징과 채널할당 패킷의 전달을 위해 사용된다. 한 로케이션 에리어에 위치한 어느 사용자에게 호 요청이 있을 때 이 로케이션 에리어에 속한 모든 기지국은 전향 신호 채널을 통해 페이징 패킷을 방송한다. 전향 신호 채널을 통한 페이징 패킷의 전송 방식으로 다음 설명하는 정적 및 동적 다중화 방식을 고려한다.

한 로케이션 에리어에 위치한 사용자는 $m \in \{1, 2, \dots\}$ 개의 페이징 군으로 나뉜다고 가정한다. 전향 신호 채널에서 시간은 프레임(frame)으로 나뉘고 프레임은 다시 슬롯(slot)으로 나뉜다. 한 프레임은 m 개의 슬롯으로 구성되어 있다고 가정한다. 기지국에 도착한 페이징 패킷은 전송이 끝날 때까지 버퍼(buffer)에 임시 저장된다. 기지국은 페이징 군과 같은 수의 버퍼를 갖고 있다고 가정한다. 따라서 기지국에는 m 개의 페이징 패킷의 큐(queue)가 있다. 각 큐에 프레임당 한 슬롯이 할당된다. 페이징과 채널할당 패킷 모두 한 패킷의 전송 시간은 한 슬롯 시간과 같다고 가정한다. (즉, 한 패킷의 전송은 어느 슬롯의 처음 순간 시작되어 그 슬롯의 마지막 순간 이 패킷은 기지국을 떠난다.) 기지국에 도착한 페이징 패킷은 한 큐에 합류하고 그 큐에 할당된 슬롯을 이용하여 전송된다. (각 큐는 FCFS 서비스 규칙으로 운영된다고 가정한다.) 전향 신호 채널 액세스 우선권은 페이징 패킷에 부여되고 비선제(non-preemptive) 서비스 규칙이 패킷 전송에 적용된다고 가정한다. 따라서 페이징 패킷의 전송은 채널할당 패킷에 의해 영향을 받지 않는다. 예를 들어 큐 k 에 합류한 페이징 패킷은 프레임의 k 번째 슬롯 중 가능한 처음 슬롯을 이용하여 전송된다.

페이징 패킷이 m 개의 큐 중 하나에 합류하는 양식에 따라 정적 방식과 동적 방식으로 구분된다. 정적 방식에서 군 $k \in \{1, \dots, m\}$ 에 속한 사용자로 향하는 페이징 패킷은 반드시 큐 k 에 합류한다. 따라서 이러한 페이징 패킷은 항상 프레임의 k 번째 슬롯을 이용하여 전송된다. 그러므로 군 k 에 속한 사용자는 매 프레임의 k 번째 슬롯에서만 전향 신호 채널을 통해 전달되는 페이징 패킷을 받으면 충분하다. 따라서 항상 전향 신호 채널을 통해 전달되는 페이징 패킷을 받는 경우에 대해 상대적으로 $\frac{1}{m}$ 수준으로 해당하는 전력소모를 줄이게 된다.

이와 반면에 동적 방식에서는 각 큐에 있는 패킷의 수에 따라 기지국에 도착한 페이징 패킷이 합류할 큐가 결정된다. 군 k 에 속한 사용자로 향하는 페이징 패킷이 도착했을 때 만약 큐 k 에 있는 패킷의 수가 사전 설정된 문턱값(threshold level)보다 적다면 이 패킷은 큐 k 에 합류한다. 만약 그렇지 않으면 k 이외의 큐 중 가장 적은 수의 패킷을 갖고 있는 큐에 합류한다. 따라서 페이징 군 k 에 속한 사용자로 향하는 페이징 패킷이 반드시 프레임의 k 번째 슬롯을 이용하여 전송되지는 않는다. 페이징 군 k 에 속한 사용자는 매 프레임의 k 번째 슬롯에서만 전향 신호 채널을 감시하다가 큐 k 에 있는 패킷의 수가 문턱값 이상이 되면 항상 전향 신호 채널을 감시해야 한다. 이후 다른 큐에 합류한 군 k 에 속한 사용자로 향하는 페이징 패킷이 모두 기지국을 떠나면 군 k 에 속한 사용자는 다시 매 프레임의 k 번째 슬롯에서만 전향 신호 채널을 감시한다. 이러한 사용자의 채널 감시 시간 조정은 기지국으로부터 프레임의 k 번째 슬롯을 통해 전달되는 추가 신호 정보로 가능하다.

III. 페이징 패킷의 지연 해석

각각의 $k \in \{1, \dots, m\}$ 에 대해, 프로세스 $A^k = \{A_n^k, n=0, 1, \dots\}$ 를 군 k 에 속한 사용자로 향하는 페이징 패킷이 기지국에 도착하는 시간의 시퀀스(sequence)라고 하자. 프로세스 A^k 는 파라미터 λ_k 의 Poisson 프로세스라고 가정한다. 또한 $\{A^k, k \in \{1, \dots, m\}\}$ 는 서로 독립인 프로세스의 집합이라고 가정한다. 페이징 패킷은 기지국에 도착하면 버퍼(buffer)에 저장되고 전향 신호 채널을 통해 전송된다. 확률변수 X_t^k 를 시간 t 에 전송중인 패킷을 포함하여 기지국에 있는 군 k 에 속한 사용자로 향하는 페이징 패킷의 수라고 하자. 정적 다중화 방식에서 군 k 에 속한 사용자로 향하는 페이징 패킷은 큐 k 에 합류하고, 동적 다중화 방식에서는 각 큐의 크기에 따라 선택된 큐에 합류한다. 프로세스

$A^k = \{A_n^k, n=0, 1, \dots\}$ 를 큐 k 에 합류하는 페이징 패킷의 기지국 도착시간 시퀀스라고 하고, 확률변수 X_t^k 를 시간 t 에 전송중인 패킷을 포함하여 큐 k 에 있는 패킷의 수라고 하자. 프로세스

$\bar{X}^k = \{ \bar{X}_t^k, t \geq 0 \}$ 를 큐 k 의 시스템 크기(system-size) 프로세스라고 정의한다. 또한 페이징 패킷이 합류한 큐의 맨 앞에 도달한 순간부터 전송이 끝나서 기지국을 떠나는 순간까지 시구간의 길이를 이 페이징 패킷의 완료시간(completion time)이라고 정의한다.

1. 정적 다중화 방식에서 페이징 패킷 지연 해석

정적 다중화 방식에서 군 k 에 속한 사용자에게 향하는 모든 페이징 패킷은 반드시 큐 k 에 합류하고 따라서 프레임의 k 번째 슬롯을 이용하여 전송된다. 군 k 에 속한 사용자로 향하는 어느 페이징 패킷이 기지국에 도착했을 때 만약 큐 k 가 비어있지 않다면 이 페이징 패킷은 바로 앞서 도착한 페이징 패킷이 기지국을 떠나는 어느 프레임의 k 번째 슬롯의 끝에 큐의 맨 앞에 도달하고 다음 프레임의 k 번째 슬롯의 끝에 기지국을 떠난다. 이 페이징 패킷의 완료시간을 C^k 라고 하자. 그러면 $C^k = m$ a.s., 그리고 확률변수 C^k 가 갖는 확률분포함수의 Laplace-Stieltjes 변환 $G_{C^k}(s) = e^{-ms}$ [7]. 만약 페이징 패킷이 기지국에 도착했을 때 큐 k 가 비어있다면 이 페이징 패킷은 즉시 큐의 맨 앞에 도달하고 이후 처음 맞이하는 k 번째 슬롯의 끝에 기지국을 떠난다. 이러한 페이징 패킷의 완료시간을 K^k 로 표현하고 $F_{K^k}(x)$ 를 K^k 의 확률분포함수라고 하자. 군 k 에 속한 사용자로 향하는 페이징 패킷의 기지국 도착시간 시퀀스는 파라미터 λ_k 의 Poisson 프로세스이므로, 큐 k 의 비활성 주기(idle period)의 길이는 파라미터 λ_k 의 지수확률분포(exponential distribution)를 갖는다. 이러한 성질을 이용하여 확률분포함수 $F_{K^k}(x)$ 와 $F_{K^k}(x)$ 의 Laplace-Stieltjes 변환 $G_{K^k}(s)$ 는 다음과 같이 계산된다 [7].

$$F_{K^k}(x) = 0 \cdot I_{\{x < 1\}} + \frac{e^{-\lambda_k m}}{1 - e^{-\lambda_k m}} [e^{\lambda_k x} - e^{\lambda_k}] \cdot I_{\{1 \leq x < m\}} + \frac{e^{-2\lambda_k m}}{1 - e^{-\lambda_k m}} [e^{\lambda_k x} - e^{\lambda_k}] \cdot I_{\{m \leq x < m+1\}} + 1 \cdot I_{\{x \geq m+1\}} \quad (1)$$

$$G_{K^k}(s) = \frac{e^{-\lambda_k m}}{1 - e^{-\lambda_k m}} \frac{\lambda_k}{\lambda_k - s} e^{(\lambda_k - s)m} - \frac{e^{-\lambda_k m}}{1 - e^{-\lambda_k m}} \frac{\lambda_k}{\lambda_k - s} e^{(\lambda_k - s)}$$

$$+ \frac{e^{-2\lambda_k m}}{1 - e^{-\lambda_k m}} \frac{\lambda_k}{\lambda_k - s} e^{(\lambda_k - s)(m+1)} - \frac{e^{-2\lambda_k m}}{1 - e^{-\lambda_k m}} \frac{\lambda_k}{\lambda_k - s} e^{(\lambda_k - s)m} \quad (2)$$

정적 다중화 방식에서 군 k 에 속한 사용자로 향하는 모든 페이징 패킷은 반드시 큐 k 에 합류하므로 $A^k = \bar{X}^k$ 그리고 $X^k = \bar{X}^k$. 군 k 에 속한 사용자로 향하는 페이징 패킷의 완료시간은 서로 독립이므로 프로세스 X^k 는 활성 주기(busy period)를 시작하는 패킷의 서비스 시간은 K^k 이고 그렇지 않은 패킷의 서비스 시간은 C^k 인 변형된 M/G/1 큐잉 시스템의 시스템 크기 프로세스와 같은 확률적 성질을 갖는다. 프로세스 $R^k = \{R_n^k, n = 1, 2, \dots\}$ 를 군 k 에 속한 사용자로 향하는 페이징 패킷이 기지국을 떠나는 시간의 시퀀스라고 하자. n 번째 페이징 패킷이 기지국을 떠난 직후 기지국에 있는 페이징 패킷의 수를 Z_n^k 로 표현하자. (즉, $Z_n^k = X_{R_n^k}^k$.) 그러면 프로세스 $Z^k = \{Z_n^k, n = 1, 2, \dots\}$ 는 Markov chain이다 [1; pp 236]. 다음의 조건을 가정하자.

$$\lambda_k E(C^k) < 1. \quad (3)$$

그러면 Markov chain Z^k 의 정상상태 확률분포(steady-state distribution)가 존재한다[4]. 이 정상상태 확률분포의 발생함수(generating function)를 $g_{Z^k}(z)$ 라고 하자. Laplace-Stieltjes 변환 $G_{C^k}(s)$ 와 $G_{K^k}(s)$ 를 이용하여 발생함수 $g_{Z^k}(z)$ 는 다음과 같이 계산된다[7].

$$g_{Z^k}(z) = \frac{1 - \lambda_k E(C^k)}{1 - \lambda_k [E(C^k) - E(K^k)]} \frac{z G_{K^k}(\lambda_k [1 - z]) - G_{C^k}(\lambda_k [1 - z])}{z - G_{C^k}(\lambda_k [1 - z])} \quad (4)$$

프로세스 $D^k = \{D_n^k, n = 1, 2, \dots\}$ 를 군 k 에 속한 사용자로 향하는 페이징 패킷의 전향 신호 채널 액세스로 인한 지연시간 시퀀스라고 하자. GI/G/1 큐잉 시스템에 대한 Lindley의 정리에 따라 식 (3)의 조건에서 프로세스 D^k 의 정상상태 확률분포가 존재한다 [1; pp 168]. 확률변수 D^k 가 이 정상상태 확률분포를 따른다고 하자. (즉, $D_n^k \xrightarrow{d} D^k$.) 길이 t 인 시구간에 도착하는 군 k 에 속한 사용자로 향하는 페이징 패킷의 수를 $N^k(t)$ 라고 하자. 그러면

$Z_n^k = N^k(D_n^k)$ 의 성질로부터 프로세스 D^k 의 정상 상태 확률분포함수의 Laplace-Stieltjes 변환은 다음과 같이 계산된다^[7].

$$G_{D^k}(s) = \frac{1 - \lambda_k E(C^k)}{1 - \lambda_k [E(C^k) - E(K^k)]} \frac{[\lambda_k - s] G_{K^k}(s) - \lambda_k G_{C^k}(s)}{\lambda_k [1 - G_{C^k}(s)] - s} \quad (5)$$

식 (5)의 양변을 미분하여 확률변수 D^k 의 모멘트(moment)를 계산할 수 있다. 예를 들어 확률변수 D^k 의 1차 모멘트는 다음과 같이 구해진다.

$$E(D^k) = \frac{2E(K^k) - \lambda_k [E(C^k)^2] - E(C^k)^2}{2[1 - \lambda_k [E(C^k) - E(K^k)]]} + \frac{\lambda_k E(C^k)^2}{2[1 - \lambda_k E(C^k)]} \quad (6)$$

2. 동적 다중화 방식에서 페이징 패킷 지연 해석

동적 다중화 방식에서 군 k 에 속한 사용자로 향하는 페이징 패킷이 기지국에 도착했을 때, 큐 k 에 있는 패킷의 수가 사전 설정된 문턱값(threshold level) 이상일 경우, 이 페이징 패킷은 k 를 제외한 큐 중 가장 적은 수의 패킷을 갖고 있는 큐에 합류한다. 따라서 프레임의 k 번째 슬롯에서는 k 뿐만 아니라 다른 군에 속한 사용자로 향하는 페이징 패킷도 전송된다. 큐 k 에 합류하는 페이징 패킷의 도착률을 $\tilde{\lambda}_k$ 라고 하자. 즉, $N^k(I)$ 를 I 라는 시구간에 큐 k 에 합류하는 페이징 패킷의 수라고 하면 $\lim_{t \rightarrow \infty} \frac{N^k(0, t)}{t} = \tilde{\lambda}_k$. 도착률 $\tilde{\lambda}_k$ 는 두 가지 요소로 구성된다. 하나는 군 k 에 속한 사용자로 향하는 페이징 패킷중 도착했을 때 큐 k 의 크기가 문턱값 미만인 패킷의 도착률, 그리고 다른 하나는 k 외의 군에 속한 사용자로 향하나 큐 k 에 합류하게된 페이징 패킷의 도착률이다. 전자를 주 도착률, 후자를 부 도착률이라고 부르고 각각 a_k 와 β_k 로 표현하자. 문턱값은 c ($c \geq 1$)라고 하자. 주 도착률과 부 도착률의 계산을 위하여 다음의 조건을 가정하자. 각각의 $k \in \{1, \dots, m\}$ 에 대해,

$$\lambda_k \cdot m < 1. \quad (7)$$

확률 p_k 를 다음과 같이 정의하자. $n \rightarrow \infty$ 일 때,

$$P\{X_{A_i}^{i-k} \geq c\} \xrightarrow{p} p_k. \quad (8)$$

즉, p_k 는 정상상태에서 군 k 에 속한 사용자로 향하는 페이징 패킷이 도착했을 때, 큐 k 의 크기가 문턱값 c 이상일 확률이다. 확률 p_k 를 이용하여 주 도착률 a_k 는 다음과 같이 표현된다.

$$a_k = \lambda_k \cdot (1 - p_k). \quad (9)$$

각각의 $(j, k) \in \{(i, l) : i \neq l, i, l \in \{1, \dots, m\}\}$ 에 대해 확률 $q_{j,k}$ 를 다음과 같이 정의하자. $n \rightarrow \infty$ 일 때,

$$\sum_{i=1}^m \frac{1}{l} P\left(\bigcap_{i \neq j} \{X_{A_i}^{i-k} \leq X_{A_i}^{i-l}\} \cap \left\{ \sum_{i \neq j} I_i(X_{A_i}^{i-l} - X_{A_i}^{i-k}) = l \right\} \mid X_{A_i}^{i-k} \geq c\right) \xrightarrow{p} q_{j,k}. \quad (10)$$

즉, $q_{j,k}$ 는 정상상태에서 군 j 에 속한 사용자로 향하는 페이징 패킷이 도착했을 때, 큐 k 의 크기가 가장 작을 확률이다. 확률 $q_{j,k}$ 를 이용하여 부 도착률 β_k 는 다음과 같이 표현된다.

$$\beta_k = \sum_{j=1, j \neq k}^m \lambda_j \cdot p_j \cdot q_{j,k}. \quad (11)$$

식 (9)와 (10)을 이용하여 도착률 $\tilde{\lambda}_k$ 는 다음과 같이 표현된다.

$$\tilde{\lambda}_k = \lambda_k \cdot (1 - p_k) + \sum_{j=1, j \neq k}^m \lambda_j \cdot p_j \cdot q_{j,k}. \quad (12)$$

도착률 $\tilde{\lambda}_k$ 는 다음의 근사방법으로 계산된다. 각각의 $k \in \{1, \dots, m\}$ 에 대해 프로세스 X^k 는 도착률 λ_k , 서비스 시간 m 인 M/M/1 큐잉 시스템의 시스템 크기 프로세스와 같은 확률적 성질을 갖는다고 가정하자. 또한 $\{X^k, k \in \{1, \dots, m\}\}$ 는 서로 독립인 프로세스의 집합이라고 가정하자. 그러면 확률 p_k 는 다음과 같이 계산된다.

$$p_k = (\hat{\rho})^c. \quad (13)$$

식 (13)에서 트래픽 강도(traffic intensity) $\hat{\rho}^k = \lambda^k \cdot m$. 확률변수 X^k 가 X^k 의 정상상태 확률분포를 갖는다고 하자. 그러면 확률 $q_{j,k}$ 는 다음과 같이 계산된다.

$$q_{j,k} = \sum_{i=1}^{m-1} \frac{1}{l} P\left(\bigcap_{i \neq j} \{X^i \geq X^k\} \cap \left\{ \sum_{i \neq j} I_i(X^i - X^k) = l \right\} \mid X^i \geq c\right). \quad (14)$$

$\{\tilde{X}^k, k \in \{1, \dots, m\}\}$ 는 서로 독립인 확률변수의 집합이고 각 $k \in \{1, \dots, m\}$ 에 대해

$$P(\tilde{X}^k = n) = (1 - \tilde{\rho}_k)(\tilde{\rho}_k)^n. \quad (15)$$

$l \in \{1, \dots, m-1\}$ 에 대해 집합 S_l 을 다음과 같이 정의하자.

$$S_l = \{(i_1, \dots, i_l) : i_1, \dots, i_l \in \{1, \dots, m\} \setminus \{j, k\}, i_p \neq i_q \text{ for all } p \neq q\}. \quad (16)$$

그리고 $l \in \{1, \dots, m-1\}$ 에 대해 a_l 을 다음과 같이 정의하자.

$$a_l = \sum_{(i_1, \dots, i_l) \in S_l} \tilde{\rho}_{i_1} \dots \tilde{\rho}_{i_l}. \quad (17)$$

그러면 식 (14)-(17)을 이용하여

$$q_{i,k} = \sum_{l=0}^{m-1} \frac{1}{m-l} \frac{(1-\tilde{\rho}_k)}{1-\prod_{n=1}^l \tilde{\rho}_n} \sum_{i=1}^{m-l} (-1)^{i+l \bmod 2} \binom{i}{l} a_i. \quad (18)$$

식 (12)에 식 (13)과 (14)의 확률 p_k 와 $q_{i,k}$ 를 대입하여 도착률 $\{\lambda_k, k \in \{1, \dots, m\}\}$ 에 대한 비선형 방정식의 시스템을 얻는다. Newton 방법 등의 수치해석 방법을 이용하여 도착률 $\{\lambda_k, k \in \{1, \dots, m\}\}$ 를 계산할 수 있다.

정상상태에서 큐 k 에 합류하는 페이징 패킷 지연 시간이 갖는 확률분포를 계산하기 위해 도착시간 시퀀스 $\tilde{A}^k = \{\tilde{A}_n^k, n=0,1,\dots\}$ 를 파라미터 λ_k 의 Poisson 프로세스라고 가정한다. 그러면 파라미터 λ_k 를 구한 후, 3 장 1 절에 기술된 변형된 M/G/1 큐잉 시스템의 해석 방법을 이용하여, 큐 k 에 합류하는 페이징 패킷 지연시간의 모멘트를 계산할 수 있다. 프로세스 $\tilde{D}^k = \{\tilde{D}_n^k, n=1,2,\dots\}$ 를 큐 k 에 합류하는 페이징 패킷 지연시간의 시퀀스라고 하자. 식 (7)의 조건에서 프로세스 \tilde{D}^k 의 정상상태 확률분포가 존재한다. 확률변수 \tilde{D}^k 가 이러한 정상상태 확률분포를 갖는다고 하자. (즉, $\tilde{D}_n^k \xrightarrow{d} \tilde{D}^k$.) 한 페이징 패킷이 큐 k 에 합류할 때 큐 k 의 크기가 0이라고 하자. 이 페이징 패킷의 완료시간을 \tilde{R}^k 라고 하자. 그러면 식 (12)의 방정식으로부터 구한 도착률 λ_k 를 이용하여 식 (2)와 같은 꼴의 완료시간 \tilde{R}^k 가 갖는 확률분포함수의 Laplace-Stieltjes 변환을 계산한다. 한

페이징 패킷이 큐 k 에 합류할 때 큐 k 가 비어있지 않다고 가정하자. 이 페이징 패킷의 완료시간을 \tilde{C}^k 라고 하면 $\tilde{C}^k = m$ a.s. 완료시간 \tilde{R}^k 와 \tilde{C}^k 의 확률분포함수의 Laplace-Stieltjes 변환을 이용하여 식 (6)과 같은 꼴의 프로세스 \tilde{D}^k 의 정상상태 확률분포의 Laplace-Stieltjes 변환을 구한다. 확률변수 \tilde{D}^k 의 모멘트는 이 Laplace-Stieltjes 변환을 미분하여 계산할 수 있다. 확률변수 \tilde{D}^k 가 군 k 에 속한 사용자로 향하는 페이징 패킷의 지연시간 시퀀스의 정상상태 확률분포를 갖는다고 하자. (즉, $\tilde{D}_n^k \xrightarrow{d} \tilde{D}^k$.) 군 k 에 속한 사용자로 향하는 페이징 패킷중 큐 k 에 합류하는 패킷의 비율은 $(1-p_k)$ 이고 k 가 아닌 큐 j 에 합류하는 패킷의 비율은 $p_k \cdot q_{k,j}$ 이다. 그러므로 확률변수 \tilde{D}^k 의 확률분포는 다음과 같이 표현된다.

$$P(\tilde{D}^k \leq x) = (1-p_k) \cdot P(\tilde{D}^k \leq x) + \sum_{j \neq k} p_k \cdot q_{k,j} \cdot P(\tilde{D}^j \leq x). \quad (19)$$

식 (15)로부터 확률변수 \tilde{D}^k 는 다음과 같이 계산된다.

$$E(\tilde{D}^k) = (1-p_k) \cdot E(\tilde{D}^k) + \sum_{j \neq k} p_k \cdot q_{k,j} \cdot E(\tilde{D}^j). \quad (20)$$

군 k 에 속한 사용자가 페이징 패킷을 받기 위해 전향 신호 채널을 감시할 때 쓰이는 상대적 평균 전력소모 수준을 γ_k 라고 하자. 군 k 에 속한 사용자로 향하는 페이징 패킷이 도착했을 때 큐 k 가 문턱값 c 이상의 패킷을 갖고 있다면, 이 패킷은 k 이외의 다른 큐에 합류하게 된다. 따라서 이러한 상황에서 군 k 에 속한 사용자는 프레임의 k 번째 슬롯에서뿐만 아니라 모든 슬롯에서 전향 신호 채널을 감시해야 한다. 이 사실로부터 임의의 프레임에서 군 k 에 속한 사용자가 프레임의 모든 슬롯에서 전향 신호 채널을 감시하고 있을 확률을 식 (13)에 주어진 임의의 시간에 큐 k 가 문턱값 c 이상의 패킷을 갖고 있을 확률로 근사한다. 그러면 상대적 평균 전력소모 수준은 다음과 같이 표현된다.

$$\gamma_k = 1 \cdot (1-p_k) + m \cdot p_k. \quad (21)$$

그럼 1과 2에는 식 (20)의 해석 방법으로 계산한 페이징 패킷의 평균 지연시간과 시뮬레이션으로 얻은

평균값이 비교되어 있다

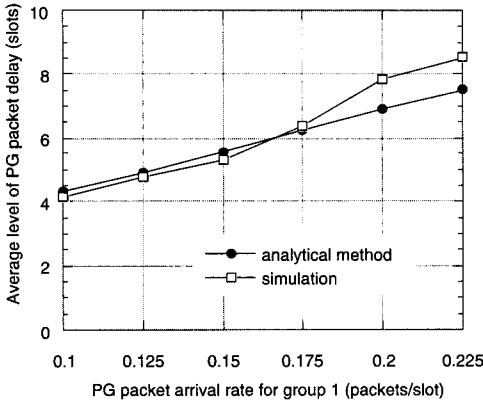


그림 1. 페이징 패킷의 평균 지연 수준
Fig. 1. Average level of paging packet delay.

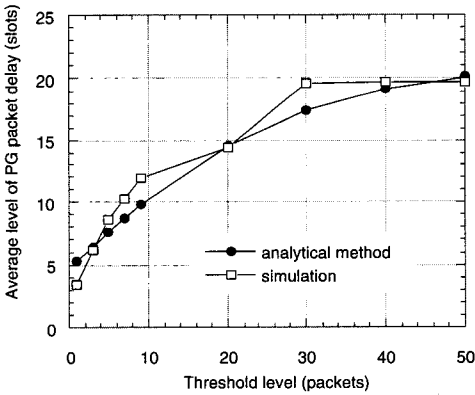


그림 2. 페이징 패킷의 평균 지연 수준
Fig. 2. Average level of paging packet delay.

그림 1은 4 개의 군중 군 2,3,4에 속한 사용자로 향하는 페이징 패킷 도착률이 각각 0.1 (packets/slot) 이고 문턱값이 5 (packets)일 때, 군 1에 속한 사용자 로 향하는 페이징 패킷 도착률에 대한 군 1에 속한 사용자 로 향하는 페이징 패킷의 평균 지연시간을 보여 준다. 그림 2는 4 개의 군에서 군 2,3,4에 대한 페이징 패킷 도착률은 각각 0.1 (packets/slot)이고 군 1에 대한 도착률은 0.225 (packets/slot)일 때 문턱값에 따른 군 1에 속한 사용자 로 향하는 페이징 패킷의 평균 지연시간을 보여 준다. 두 그림에서 식 (20)의 해석 방법으로 구한 값은 시뮬레이션을 통해 얻은 결과에 근접함을 확인할 수 있다.

IV. 페이징 패킷 지연 수준과 상대적 전력소모 수준의 수치적 분석

3 장에서 정적 및 동적 다중화 방식에 따른 페이징 패킷 지연 수준과 상대적 전력소모 수준을 계산하는 해석 방법을 제시하였다. 이러한 지연과 전력소모 수준은 페이징 군의 수 (m), 각 페이징 군에 속한 사용자 로 향하는 페이징 패킷의 도착률 (λ_k), 큐의 문턱값 (c) 등의 파라미터에 의존한다. 이 장에서 3 장의 해석 방법을 이용하여 이러한 파라미터 값에 따른 페이징 패킷 지연 과 상대적 전력소모의 평균 수준을 수치적으로 예시한다.

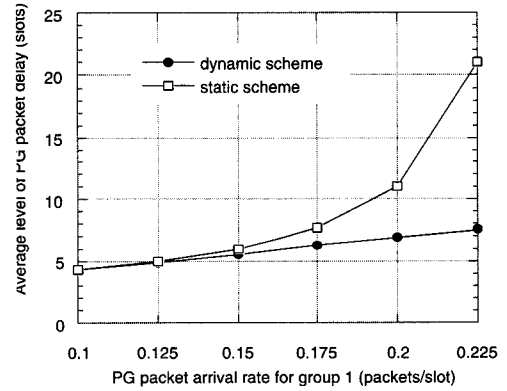


그림 3. 군 1에 속한 사용자 로 향하는 페이징 패킷의 평균 지연 수준
Fig. 3. Average delay level for a paging packet destined to a user belonging to group 1.

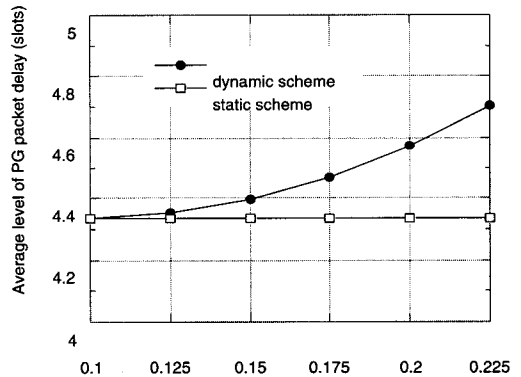


그림 4. 군 2에 속한 사용자 로 향하는 페이징 패킷의 평균 지연 수준
Fig. 4. Average delay level for a paging packet destined to a user belonging to group 2.

그림 3과 4는 각각 군 1에 속한 사용자로 향하는 페이징 패킷의 도착률 (λ_1)에 대한 군 1과 2에 속한 사용자로 향하는 페이징 패킷의 평균 지연 수준을 보여준다. 이 그림에서 군의 수는 4, 문턱값은 5 (packets)로 고정되었다. 그림 3에서, 주어진 군 1에 속한 사용자로 향하는 페이징 패킷 도착률에 대해, 정적 방식과 비교하여 동적 방식은 낮은 군 1에 속한 사용자로 향하는 페이징 패킷의 평균 지연 수준을 보여 준다. 또한 도착률의 증가에 따라 정적이거나 동적 방식에서 모두 평균 지연 수준은 단조 증가하고, 도착률이 높아질수록 두 방식의 평균 지연 수준 차는 커진다. 그림 4에서 동적 방식은 정적 방식에 비해 높은 군 2에 속한 사용자로 향하는 페이징 패킷의 평균 지연 수준을 보이고 있으나 그 차이는 미미하다. 도착률의 증가는 당연히 평균 지연 수준의 증가를 야기시킨다. 동적 방식의 경우 더 높은 도착률에 대해 더 많은 군 1에 속한 사용자로 향하는 페이징 패킷이 큐 1외의 다른 큐로 분산된다. 따라서 정적 방식에 비해 동적 방식에서 군 1에 속한 사용자로 향하는 페이징 패킷의 평균 지연 수준은 낮다. 부 도착률의 증가는 군 2에 속한 사용자로 향하는 페이징 패킷의 평균 지연 수준을 높이지만 그림 3과 4에서 설정된 파라미터 값을 이용할 때 평균 지연 수준의 증가량은 상대적으로 심각하지 않다.

그림 5와 6은 각각 군 1로 향하는 페이징 패킷의 도착률 (λ_1)에 대한 페이징 군 1과 2에 속한 사용자의 상대적 평균 전력소모 수준을 보여준다.

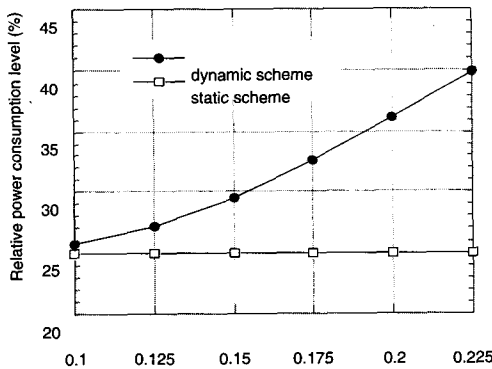


그림 5. 군 1에 속한 사용자의 상대적 평균 전력소모 수준
 Fig. 5. Relative power consumption level for a user belonging to group 1.

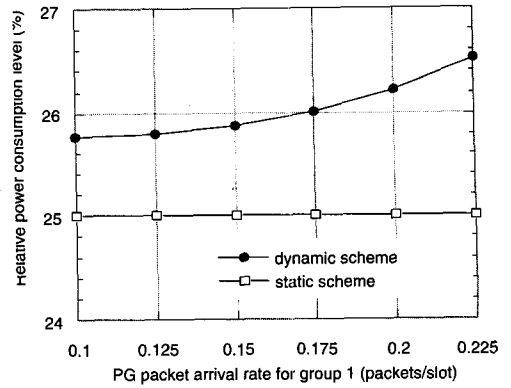


그림 6. 군 2에 속한 사용자의 상대적 평균 전력소모 수준
 Fig. 6. Relative power consumption level for a user belonging to group 2.

(그림 5와 6에서는 그림 3과 4에서와 동일한 파라미터 값을 사용하였다.) 정적 방식에서 사용자의 상대적 평균 전력소모 수준은 페이징 패킷의 도착률에 관계없이 25 %로 고정된다. 그러나 동적 방식에서는 큐의 크기가 문턱값 이상인 경우 사용자는 전향 신호 채널을 항상 감시해야 하는 시간을 가질 수 있으므로, 정적 방식에 비해 상대적 평균 전력소모 수준이 높다. 페이징 패킷의 도착률이 증가하면 큐의 평균 시스템 크기가 증가하므로 상대적 평균 전력소모 수준도 증가한다.

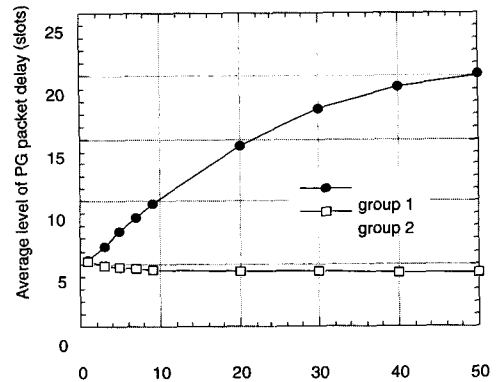


그림 7. 페이징 패킷의 평균 지연 수준
 Fig. 7. Average level of paging packet delay.

그림 7과 8은 문턱값의 변화에 따른 페이징 패킷의 평균 지연 수준과 평균 전력소모 수준을 각각 보여준다. 이 그림에서 군의 수는 4로 고정되었고 군 1에 속

한 사용자로 향하는 페이징 패킷의 도착률은 0.225 (packets/slot), 다른 군에 속한 사용자로 향하는 페이징 패킷의 도착률은 각각 0.1 (packets/slot)이다. 그림 7에서 문턱값의 증가에 따라 군 1에 속한 사용자로 향하는 페이징 패킷의 평균 지연 수준은 증가하나 군 2에 속한 사용자로 향하는 페이징 패킷의 평균 지연 수준은 감소함을 관찰할 수 있다. (군 3 혹은 4에 속한 사용자로 향하는 페이징 패킷은 군 2에 속한 사용자로 향하는 페이징 패킷과 동일한 지연 성질을 갖는다.)

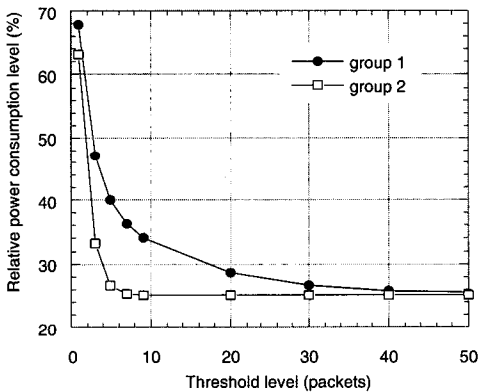


그림 8. 상대적 평균 전력소모 수준
Fig. 8. Relative power consumption level.

다른 군에 비해 군 1에 속한 사용자로 향하는 페이징 패킷의 도착률은 상대적으로 높다. 문턱값이 높아질수록 큐 1의 주 도착률은 증가하고 부 도착률은 감소한다. 전자는 후자에 대해 지배적 요소로 작용하여 큐 1에 합류하는 페이징 패킷의 평균 지연 수준은 증가한다. 이와 반면에 큐 2의 경우 문턱값의 증가에 따른 부 도착률의 감소가 지배적으로 작용하여 큐 2에 합류하는 페이징 패킷의 평균 지연 수준은 감소한다. 군 1에 속한 사용자로 향하는 페이징 패킷의 평균 지연 수준은 큐 1에 합류하는 페이징 패킷의 평균 지연 수준 증가에 지배적으로 영향을 받아 문턱값이 높아질수록 증가한다. (문턱값이 무한히 높아지면 동적 방식에서의 평균 지연 수준은 정적 방식에서의 평균 지연 수준으로 수렴한다.) 그림 8에서 군 1과 2에 속한 사용자 모두 문턱값이 높아질수록 더 낮은 상대적 평균 전력소모 수준을 보인다. 문턱값의 증가는 부 도착률의 감소를 야기시키므로 어느 군에 속한 사용자나 페이징 패킷을 받기 위해 전향 신호 채널을 감시해야 하

는 시간이 줄어든다. 따라서 문턱값이 높아질수록 상대적 평균 전력소모 수준은 낮아진다.

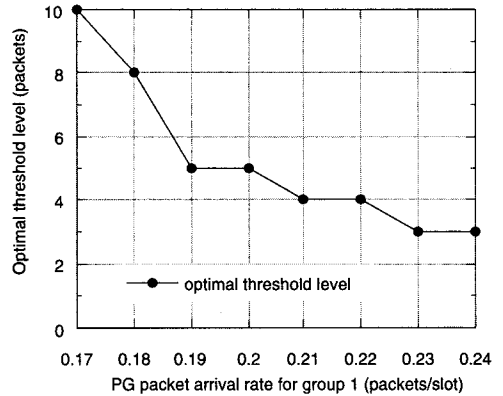


그림 9. 최적 문턱값
Fig. 9. Optimal threshold level.

페이징 패킷이 사전 설정된 시간 내에 사용자에게 전달되지 못하면 호 요청을 한 측은 응답을 기다리는 시간이 만료되어 호 요청이 실패했다고 간주한다. 사전 협의된 서비스 품질 수준(quality-of-service level)을 만족시키기 위해 페이징 패킷의 평균 지연 수준은 사전 설정된 한계값 이하로 유지되어야 한다. 한편 사용자의 단말기는 배터리로 구동되므로 페이징 패킷을 감시하기 위해 소모되는 전력을 줄이는 것이 바람직하다. 이러한 근거로 다음과 같은 최적화 문제를 만들 수 있다.

$$\begin{aligned} &\text{Given } m \\ &\text{minimize } \frac{1}{m} \sum_{k=1}^m \gamma_k \text{ with respect to } c \\ &\text{subject to } \max \{E(D^k) : k \in \{1, \dots, m\}\} \leq \xi. \end{aligned}$$

(위 식에서 ξ 는 사전 설정된 페이징 패킷의 평균 지연 수준에 대한 한계값이다.) 그림 9는 군 1에 속한 사용자로 향하는 페이징 패킷의 도착률에 대한 최적 문턱값을 보여 준다. 이 그림에서 군의 수는 4로 주어졌고 군 1을 제외한 다른 군에 속한 사용자로 향하는 페이징 패킷의 도착률은 0.1 (packets/slot)으로 고정되었다. 또한 한계값 ξ 는 7 (slots)로 설정되었다. 이 그림으로부터 페이징 패킷의 평균 지연 수준을 한계값 이하로 유지하며 아울러 상대적 평균 전력소모 수준을 최소화 하기 위해 군 1에 속한 사용자로 향하는 페이징 패킷의 도착률이 증가할수록 더 낮은 문턱값이 요구됨을 관찰할 수 있다.

V. 결 론

참 고 문 헌

연결전용 이동통신망의 전향 신호 채널에서 페이징 패킷에 대한 다중화 방식으로 정적 방식과 동적 방식을 고려하였다. 정적 방식에서 한 페이징 군에 속한 사용자로 향하는 페이징 패킷은 프레임 당 한 슬롯에서만 전송이 가능하나, 동적 방식에서는 조건에 따라 여러 슬롯에서 분산 전송이 가능하다. 두 방식 모두 사용자 단말기의 슬롯 모드 구동을 가능하게 한다. 따라서 페이징 군의 수가 증가하면 단말기에서 상대적 전력소모 수준이 낮아지지만 페이징 패킷의 지연 수준은 높아진다.

이 논문에서 정적 그리고 동적 다중화 방식을 도입했을 때 페이징 패킷의 전향 신호 채널 액세스로 인한 지연 수준과 사용자 단말기의 상대적 전력소모 수준을 계산하는 수학적 해석 방법을 개발하였다. 이 해석 방법을 이용하여 망에 관련된 파라미터 값이 페이징 패킷의 지연 수준과 상대적 전력소모 수준에 미치는 영향을 검토하였다. 수치적 예를 통해 다음과 같이 성질을 규명하고 결과를 얻었다.

- 가. 정적 방식과 동적 방식에서 모두 어느 페이징 군에 속한 사용자로 향하는 페이징 트래픽 양이 증가하면, 이 페이징 패킷의 평균 지연 수준은 증가한다. 정적 방식에 비해 동적 방식에서 페이징 패킷의 평균 지연 수준은 낮으며, 페이징 트래픽 양이 증가할수록 두 방식에서 페이징 패킷의 평균 지연 수준 차는 증가한다.
- 나. 정적 방식에서 상대적 전력소모 수준은 페이징 군의 수에 의해 결정되며 페이징 트래픽 양의 영향을 받지 않는다. 그러나 동적 방식에서는 어느 페이징 군에 속한 사용자로 향하는 페이징 트래픽 양이 증가하면, 그 페이징 군에 속한 사용자의 상대적 전력소모 수준이 증가한다.
- 다. 가와 나와 성질로부터 동적 방식은 비균일 페이징 트래픽 환경, 특히 비균일 정도가 심한 환경에서 효율적이다.
- 라. 동적 방식에서 문턱값이 높아지면 페이징 패킷의 평균 지연 수준은 증가하고 상대적 전력소모 수준은 감소한다. 이 성질로부터 페이징 패킷의 평균 지연 수준을 일정 수준 이하로 유지하면서 상대적 전력소모 수준을 최고화하는 최적 문턱값을 계산하였다.

- [1] J. Cohen, *The Single Server Queue*, North-Holland, Amsterdam, 1982.
- [2] A. Eizenhöfer and W. Fuhrmann, "Validation of the GSM radio interface signalling protocols - selected studies", Proc. IEEE Vehicular Technology Conference, pp. 333-338, 1991.
- [3] W. Fuhrmann and V. Brass, "Performance aspects of the GSM radio subsystem", Proceedings of the IEEE, Vol. 82, No. 9, pp. 1449-1466, Sep. 1994.
- [4] D. Gross and C. Harris, *Fundamentals of Queueing Theory*, Wiley, New York, 1985.
- [5] S. Lam, "Delay analysis of a time division multiple access (TDMA) channel", IEEE Trans. Communications, Vol. 25, No. 12, pp.1489-1494, Dec. 1977.
- [6] I. Rubin, "Message delays in FDMA and TDMA communication channels", IEEE Trans. Communications, Vol. 27, No. 5, pp. 769-777, May 1979.
- [7] I. Rubin and C. Choi, "Delay analysis for forward signaling channels in wireless cellular network", ACM/Baltzer Wireless Networks, Vol. 3, No. 1, pp. 53-69, 1997.
- [8] A. Salmasi and K. Gilhousen, "On the system design aspects of code division multiple access (CDMA) applied to digital cellular and personal communications networks", Proc. IEEE Vehicular Technology Conference, pp. 57-62, 1991.

저 자 소 개



崔 天 源(正會員)

1964년 2월 23일생. 1986년 서울대 공대 전자공학과 학사. 1988년 서울대학교 전자공학과 석사. 1996년 University of California at Los Angeles, Department of Electrical Engineering 박사. 1996년 ~ 1977년 IRI computer Communications Corporation Consultant. 1996년 ~ 1997년 University of California at Los Angeles Postdoctoral Fellow 1997년 ~ 현재 단국대학교 전자컴퓨터공학부 전임강사. 주관심분야는 이동통신망, ATM 기반 B-ISDN, LAN과 MAN