

무선 네트워크에서 하향 링크 탄력적 트래픽을 위한 에너지 효율적인 휴면 기법

정희원 이종욱*, 종신회원 박세웅*

Energy Efficient Sleep Scheme for Downlink Elastic Traffic in Wireless Networks

Jongwook Lee* *Regular Member*, Saewoong Bahk* *Lifelong Member*

요 약

무선 네트워크에서 수율(throughput) 최대화와 에너지 소모 최소화는 상충되는 두 목표이다. 탄력적 트래픽(elastic traffic)을 수신할 때에 사용자의 QoS(Quality-of-Service)는 수율에 의해 결정되므로 이를 최대화하는 것이 중요하다. 뿐만 아니라, 제한된 에너지로 동작하는 단말의 수명을 늘리기 위해서는 에너지 소모를 최소화해야 한다. 본 논문은 수율과 에너지 절약을 동시에 고려하는 에너지 효율적인 휴면 기법을 제안한다. 제안된 기법은 탄력적 트래픽을 수신할 때 수율과 에너지 절약 사이에서 적절히 동작하도록 설계되었다. 다양한 모의실험을 통해 기존 방식과 제안한 기법들의 성능을 비교하였는데, 가중 총 전송시간과 이 때 소모되는 에너지의 곱에 반비례하는 효율 측면에서 제안된 기법이 우수한 성능을 보임을 알 수 있었다.

Key Words : Elastic traffic, Throughput, Energy saving, Sleep mode, Utility

ABSTRACT

In wireless networks, maximizing throughput and minimizing energy consumption are two conflicting objectives. For elastic traffic, it is important to enhance the throughput since it directly affects the quality-of-service(QoS) of users. At the same time, the energy consumption should be minimized in order to prolong the battery lifetime of the mobile station. In this paper, we propose an energy efficient sleep scheme that considers throughput and energy saving simultaneously. The proposed scheme is designed for an efficient tradeoff between throughput and energy saving when receiving elastic traffic. Through extensive simulations, we compare the proposed scheme with the conventional scheme. Our proposed scheme outperforms the conventional one in terms of utility, i.e., user satisfaction, which is defined as inversely proportional to the weighted multiplication of service completion time and energy consumption.

1. 서 론

최근 들어, 이동 중에도 초고속 인터넷 사용에 대한 요구가 증가하고 있다. 광대역 및 고차변조(high order modulation)와 같은 진보된 무선 통신

기술은 이러한 초고속 통신을 위해서 필수적이지만, 이동국(MS, Mobile Station)의 에너지 소모 증가라는 문제를 야기시킨다. 따라서, 제한된 에너지로 동작하는 MS의 수명을 늘리기 위해서는 통신 중에도 에너지의 소모를 최소화할 필요가 있다.

* 본 연구는 지식경제부 및 정보통신연구진흥원의 IT산업원천기술개발사업의 일환으로 수행하였음. [2008-F-007-02, 3차원 환경에서의 지능형 무선 통신 시스템]

* 서울대학교 전기컴퓨터공학부, 뉴미디어통신공동연구소 (jwlee@netlab.snu.ac.kr, sbahk@snu.ac.kr)

논문번호 : KICS2008-11-509, 접수일자 : 2008년 11월 17일, 최종논문접수일자 : 2009년 3월 16일

현재 대부분의 통신 규격에서는 MS의 에너지 소모를 줄이기 위해 트래픽의 군집적(bursty) 특성을 이용하는 휴면 기법(sleep mode)을 사용하고 있다^{[1][2][3]}. 즉, 주기적으로 휴면 상태(sleep state)에서 깨어나 전송 받을 트래픽이 있는지 확인하는 방법을 통해서 MS의 에너지 소모를 줄이는 기술을 채택하고 있다. 따라서, MS의 휴면 동작(언제 깨어나서 얼마 동안 트래픽 수신을 기다려야 하는지)을 적절히 제어하는 방법에 대한 연구가 필요하다.

지연(delay) 또는 수율과 에너지 절약 사이에는 교환관계(tradeoff)가 있다는 것이 이미 많은 논문들을 통해서 알려져 있다^{[4][5]}. MS가 에너지 절약을 위해서 많은 시간을 휴면 상태에 있게 되면 기지국(BS, Base Station)이 MS에게 전송하기까지 많은 지연이 발생하게 된다. 이와 같이 교환관계에 있는 지연과 에너지 절약 사이에서 적절한 균형을 찾기 위해 많은 연구가 수행되어왔다^{[6][7]}. 대부분은 실시간 트래픽을 고려하여 엄격한 지연 제약 조건을 가정하고 이러한 제약 조건을 만족시키면서 동시에 에너지 소모를 최소화하는 기법을 찾기 위한 노력들이었다.

그러나 FTP(File Transfer Protocol)나 e-mail과 같은 탄력적 트래픽에는 엄격한 지연 제약 조건이 없다. 오히려 수율을 높여서 총 전송시간을 줄이는 것이 각 패킷의 지연 제약 조건을 만족시키는 것보다 더 중요하다. 따라서, MS가 탄력적 트래픽을 전송 받을 때에는 총 전송시간과 에너지 소모를 동시에 고려해야 한다. 본 논문에서는 이러한 사항을 반영한 에너지 효율적인 휴면 기법을 제안한다.

이전의 몇몇 논문들이 탄력적 트래픽 환경에서의 에너지 절약에 관한 문제를 다루었다. Baccarelli는 탄력적 트래픽을 전송 받을 때 총 전송시간을 최소화하는 문제를 다루었다^[8]. 하지만 휴면 기법 관점이 아닌 전력 할당(power allocation) 관점으로 문제에 접근하였다. H. Yan은 IEEE 802.11b 네트워크에서 사용자 중심의 에너지 효율적인 통신 기법을 제안하였다^[9]. 이 논문에서 MS는 TCP의 advertised window를 이용해서 트래픽을 군집적 형태로 형성하고 각 군집 사이에 휴면 상태로 천이하는 방법을 통해 에너지를 절약한다. 하지만 이 기법에서는 MS가 기상 상태(wake-up state)에 있을 때, 전송 대기중인 모든 패킷을 수신할 때까지 휴면 상태로 천이하지 못한다. 이에 반해 본 논문에서 제안하는 기법은 BS의 제어하에 MS가 시간슬롯 단위로 휴면을 함으로써 에너지 소모를 더 줄일 수 있다는 장점이 있다.

본 논문은 다음과 같이 구성되어 있다. II장에서는

본 논문에서 고려하는 시스템 및 효율 함수에 대해 설명한다. III장에서는 임계값 기반 휴면 기법에 대해서 설명하고 성능을 수리적으로 분석한다. IV장에서는 최적선택 휴면 기법을 제안하며 V장에서는 다양한 환경에서 각 휴면 기법의 성능을 평가한다. 마지막으로 VI장에서 본 논문의 결론을 맺는다.

II. 시스템 모델

2.1 효율 함수

MS가 FTP와 같은 탄력적 트래픽을 수신할 때, 사용자 효율은 수율뿐만 아니라 에너지 소모와도 밀접한 관련이 있다. 즉, 효율 함수는 총 전송시간을 결정하는 수율뿐만 아니라 트래픽을 수신할 때 소모되는 에너지에 의해서도 영향을 받는다. 이러한 특성을 반영하여 여러 가지 형태로 효율 함수를 설계할 수 있지만, 본 논문에서는 다음과 같은 효율 함수를 사용하도록 한다.

$$U = \frac{1}{\text{completion time}^\beta \times \text{energy consumption}} \quad (1)$$

여기에서 β 는 에너지 소모에 대한 총 전송시간의 가중치를 나타낸다. 식 (1)은 총 전송시간과 에너지 소모가 적을수록 사용자의 만족도가 높아진다는 직관적인 사실을 반영하며, 사용자가 어떤 부분을 더 중요시하는지는 가중치 β 를 통해 조절할 수 있음을 의미한다. 주목할 점은 탄력적 트래픽에 관한 기존 연구^{[10][11]}에서 사용되었던 효율 함수들은 에너지 소모를 고려하지 않았기 때문에 본 연구에서 직접적으로 사용할 수 없다는 것이다. 수신하고자 하는 트래픽의 양을 M 이라 하면 시간슬롯 k 에서 예상되는 총 전송시간 $T[k]$ 는 다음과 같다.

$$T[k] = \frac{M}{B[k]} \times k \quad (2)$$

식 (2)에서 $B[k]$ 는 시간슬롯 k 까지 수신한 트래픽의 양을 의미한다. 시간슬롯 k 까지 MS가 소모한 에너지의 양을 $J[k]$ 라 하면, 식 (1)과 (2)에 의해 시간슬롯 k 에서의 효율은 다음과 같이 나타낼 수 있다.

$$U[k] = \frac{1}{T[k]^\beta \times (T[k] \times J[k]/k)} \propto \frac{(B[k]/k)^{\beta+1}}{J[k]/k} = \frac{(\text{avg. throughput})^{\beta+1}}{\text{avg. energy consumption}} \quad (3)$$

본 논문에서는 MS가 한 시간슬롯 동안 깨어있을 때 소모하는 에너지의 양은 ΔJ 로 일정하다고 가정한다.

2.2 휴면 제어 기법

그림 1은 원격 서버로부터 탄력적 트래픽을 수신하는 MS의 휴면 및 기상 상태를 보여준다. 그림에서 동일 크기의 사각형은 시간슬롯을 나타낸다.

기상 간격(wake-up interval)은 활성 구간(active period)과 비활성 구간(inactive period)으로 이루어진다. 본 논문에서 기상 간격은 트래픽의 RTT(Round Trip Time)를 반영하여 적절히 설정되어 있다고 가정한다. 활성 구간에서의 MS의 휴면/기상 상태 천이는 시간슬롯 단위로 이루어진다. 그림 1에서 '0'과 '1'은 각각 MS가 휴면 상태와 기상 상태에 있음을 의미한다. MS의 휴면/기상 상태에 대한 스케줄링은 BS에 의해 이루어지며, 추가적인 신호 부담(signaling overhead)을 덜기 위해 MS로 전송되는 패킷에 실려서 함께 전송된다. 활성 구간에서의 마지막 기상 상태를 끝으로 MS는 다음 활성 구간까지 휴면 상태에 있게 되는 비활성 구간으로 천이한다. 비활성 구간으로의 천이는 다음과 같은 경우에 발생한다: (i) BS의 버퍼에 저장되어 있는 모든 트래픽을 전송한 경우, (ii) 각 MS에게 할당된 최대 활성 구간 길이 σ_{max} 가 끝난 경우, (iii) 사용된 휴면 기법에 의해 비활성 구간으로 천이하는 것이 이득이 된다고 판단된 경우. (i)은 TCP의 congestion window 및 advertised window와 같이 네트워크로 동시에 전송되는 패킷의 최대 개수를 조절하는 방식의 전송 계층(transport layer)이 사용된다는 가정에 기인한다. 본 논문에서는 분석의 용이함을 위해 각 MS당 최대 ψ bits의 데이터가 BS의 버퍼에 저장된다고 가정한다. (ii)의 σ_{max} 는 활성 구간의 길이에 대한 일종의 제약 조건으로써, 휴면 기법을 사용하는 MS들의 활성 구간이 겹치지 않게 하기 위하여 사용된다.

그림 1에서 빗금 친 부분은 높은 우선순위의 트

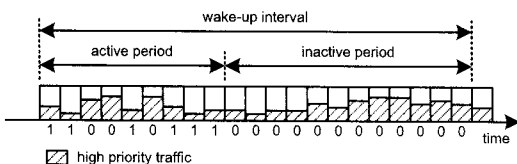


그림 1. 휴면 제어 기법 적용 시 MS의 휴면 및 기상 상태

래픽을 위해 할당된 무선 자원의 양을 의미한다. 무선 자원의 양은 OFDMA(Orthogonal Frequency Division Multiple Access)와 같은 시스템에서는 부반송파(subcarrier)의 개수를 의미하며, CDMA(Code Division Multiple Access)와 같은 시스템에서는 코드의 개수를 의미한다. 탄력적 트래픽은 Best Effort 서비스에 속하기 때문에 VoIP(Voice over IP) 트래픽과 같이 우선순위가 높은 트래픽을 전송한 후에 남은 무선 자원을 사용해서 전송된다. 시간슬롯 k 에서 총 무선 자원 대비 탄력적 트래픽을 위한 무선 자원의 비율 $C_e[k]$ 는 다음과 같이 정의된다.

$$C_e[k] = \frac{R_{elastic}[k]}{R_{total}} \quad (4)$$

위의 식에서 R_{total} 과 $R_{elastic}[k]$ 는 각각 총 무선 자원의 양과 탄력적 트래픽에 할당되는 무선 자원의 양을 나타낸다. MS의 채널 이득(channel gain)이 고정되어 있다고 가정하면, 어떤 시간슬롯 k 를 할당 받았을 때 얻을 수 있는 수율은 $C_e[k]$ 에 비례하게 된다.

마지막으로, 높은 우선순위의 트래픽은 W 시간슬롯 이전에 미리 스케줄링 된다고 가정한다. 즉, 시간슬롯 k 에서는 시간슬롯 $(k+W)$ 까지의 C_e 를 미리 알 수 있다.

III. 임계값 기반 휴면 기법

3.1 휴면/기상 스케줄링

임계값 기반 휴면 기법(threshold-based sleep scheme)은 고정된 임계값 α 를 매 시간슬롯에서의 $C_e[k]$ 와 비교한다. 만약 $C_e[k]$ 가 이 임계값보다 크거나 같으면 MS는 그 시간슬롯에서 기상하도록 스케줄링 된다. 따라서 시간슬롯 k 에서 다음 기상 시간슬롯 $S[k]$ 는 다음과 같이 정해진다.

$$S[k] = \{j | C_e[j] \geq \alpha, k+1 \leq j \leq k+W\} \quad (5)$$

만약, $C_e[j] \geq \alpha$ 인 j 가 없거나 $S[k]$ 가 σ_{max} 에 의해 정해진 최대 활성구간의 범위를 벗어나면, MS는 비활성 구간으로 천이하게 된다.

3.2 임계값에 따른 성능 분석

임계값 설정에 따른 효율 함수의 변화를 분석하기 위해 $C_e[k]$ 는 0에서 1사이의 값을 갖는 확률 과정으로 $p(\alpha) = \Pr\{C_e[k] \geq \alpha\}, \forall k$ 라고 가정한다. 즉,

α 가 결정되면 매 시간슬롯에서 MS가 활성 상태에 있을 확률은 $p(\alpha)$ 로 일정하다. 또한, $C_i[k] \geq \alpha$ 일 때의 $C_i[k]$ 의 기대값 $C(\alpha) = E[C_i[k] | C_i[k] \geq \alpha]$ 를 안다고 가정한다. 수식을 간략하게 하기 위해 차후로 $p = p(\alpha)$, $q = 1 - p$ 로 나타내기로 하며, MS가 기상 상태에 있는 시간슬롯을 “W-Slot”으로, 휴면 상태에 있는 시간슬롯을 “S-Slot”으로 표시하기로 한다.

식 (3)에서 실제 효용을 계산하기 위해서는 평균 수율 및 에너지 소모량을 알아야 한다. 이를 위해 주어진 휴면 환경(즉, 트래픽의 RTT, σ_{max} , W , p)하에서 단위 기상 간격 당 W-Slot의 평균 개수를 계산하도록 한다. 분석을 위해 ψ 는 충분히 크다고 가정한다.

먼저 L 시간슬롯 동안 MS가 비활성 구간으로 천이할 확률 $\gamma(p; L, W)$ 를 구해보자. $L < W$ 인 경우에 $\gamma(p; L, W) = 0$ 임은 자명하다. $L \geq W$ 인 경우에 MS가 비활성 구간으로 천이하기 위해서는 W 개의 S-Slot이 연속해서 나타나야 한다. 그림 2는 $L = 8$, $W = 2$ 인 경우에 MS가 비활성 구간으로 천이하는 사건들을 보여준다. 그림에서 ‘1’은 W-Slot을, ‘0’은 S-Slot을 각각 의미하며, ‘X’는 W-Slot이나 S-Slot 어떠한 것도 가능함을 뜻한다. 또한 a_k 는 k 번째 시간슬롯을 마지막 W-Slot으로 하여 비활성 구간으로 천이하는 사건을 나타내며, a_0 는 처음부터 W 개의 S-Slot이 연속적으로 나타나서 비활성 구간으로 천이하는 경우를 의미한다. 이때 주의해야 할 것은 a_{W+1} 부터 a_{L-W} 까지는 a_0 부터 시작하는 기존 사건들과 겹치지 않도록 해야 한다는 점이다.

a_0 부터 a_{L-W} 까지 각 사건이 발생할 확률을 구하면 다음과 같다.

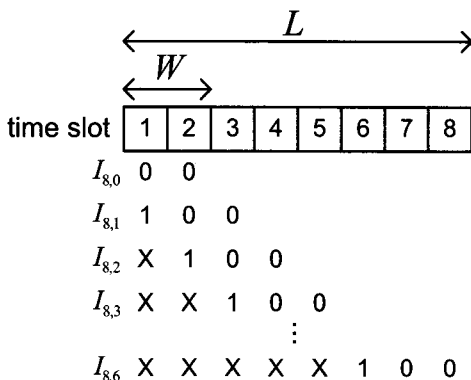


그림 2. MS가 비활성 구간으로 천이하는 사건

$$\Pr[a_k] = \begin{cases} q^W, & k=0, \\ pq^W, & 1 \leq k \leq W, \\ (1 - \sum_{i=0}^{k-W-1} a_i)pq^W, & W+1 \leq k \leq L-W \end{cases} \quad (6)$$

그러므로,

$$\gamma(p; L, W) = \begin{cases} 0, & L < W, \\ \sum_{k=0}^{L-W} \Pr[a_k], & L \geq W \end{cases} \quad (7)$$

이다.

다음으로 a_k 가 발생했을 때 $(k+W)$ 시간슬롯까지의 W-Slot의 평균 개수 b_k 를 구해야 한다. $b_0 = 0$ 임은 자명하며 $1 \leq k \leq W$ 일 때에는 $b_k = 1 + (k-1)p$ 이다. 이는 그림 2에서 마지막 W-Slot 하나에, ‘X’로 표시되어 있는 시간슬롯의 개수와 각 시간슬롯이 W-Slot일 확률(= p)의 곱을 더한 값이다. $W+1 \leq k \leq L-W$ 일 때에는 $1 + (k-1)p$ 에서 a_0 부터 시작하는 기존 사건들과 겹치는 부분 c_k 를 빼 주어야 한다. c_k 는 다음과 같다.

$$c_k = \sum_{i=0}^{k-W-1} a_i pq^W \{b_i + (k-W-1-i)p + 1\} \quad (8)$$

정리하면 b_k 는 다음과 같다.

$$b_k = \begin{cases} 0, & k=0, \\ 1 + (k-1)p, & 1 \leq k \leq W, \\ 1 + (k-1)p - c_k, & W+1 \leq k \leq L-W \end{cases} \quad (9)$$

L 개의 시간슬롯 중에서 W-Slot의 개수를 확률 변수 X_L 이라 하고, L 및 W 가 주어졌을 때 비활성 구간으로 천이하는 사건을 $I_{L,W}$ 라 하면, $E[X_L | I_{L,W}]$ 는 다음과 같이 구할 수 있다.

$$E[X_L | I_{L,W}] = \sum_{i=0}^{L-W} \Pr[a_i] \{b_i + (L-W-i)p\} \quad (10)$$

식 (7), (10)으로부터 $E[X_L | I_{L,W}^C]$ 를 다음과 같이 구할 수 있다.

$$\begin{aligned} E[X_L | I_{L,W}^C] &= \frac{E[X_L] - E[X_L; I_{L,W}]}{\Pr[I_{L,W}^C]} \\ &= \frac{L \cdot p - E[X_L; I_{L,W}]}{1 - \gamma(p; L, W)} \end{aligned} \quad (11)$$

위의 식에서 X_L 의 확률질량함수를 $\rho_{X_L}(x)$ 라 하면, $E[X_L; I_{L,W}] = \sum_{x \in I_{L,W}} x \rho_{X_L}(x)$ 이다.

마지막으로, 활성 구간의 최대 길이가 $\sigma_{\max} > W+1$ 로 주어졌을 때 W-Slot의 평균 개수 $N(p; \sigma_{\max}, W)$ 는 다음과 같다.

$$N(p; \sigma_{\max}, W) = q^{W+1} + \sum_{i=0}^{\sigma_{\max}-W-2} pq^i \{1 - \gamma(p; i, W)\} \{E[X_L; I_{i,W}^C] + 2\} + \sum_{i=0}^{W-1} pq^i \{1 - \gamma(p; \sigma_{\max} - i - 2, W)\} \times \{E[X_{\sigma_{\max}-i-2}; I_{\sigma_{\max}-i-2, W}^C] + 2\} \quad (12)$$

$\sigma_{\max} \leq W+1$ 일 때에는

$$N(p; \sigma_{\max}, W) = (\sigma_{\max} - 1)p + 1 \quad (13)$$

이다. 식 (12), (13)에서는 활성 구간의 첫 번째 시간슬롯은 W-Slot임을 감안하였다. $N(p; \sigma_{\max}, W)$ 을 간단히 N 으로 표기하고 이 값을 식 (3)에 대입하여 효율을 계산하면,

$$U = \frac{[(N-1) \times C(\alpha) + E[C_e]] \times \Delta B / D}{N \times \Delta J / D} = K \cdot \frac{\{(N-1) \times C(\alpha) + E[C_e]\}^{3+1}}{N} \quad (14)$$

이다. 위의 식에서 ΔB 는 MS가 한 시간슬롯을 온전히 할당 받았을 때 수신할 수 있는 트래픽 양(bit)이며, D 는 기상 간격(sec)이고, $K = (\Delta B)^{3+1} / (\Delta J \times D^3)$ 이다. 식 (12), (13)과 마찬가지로 식 (14)에서도 활성 구간의 첫 번째 시간슬롯은 W-Slot임을 고려하

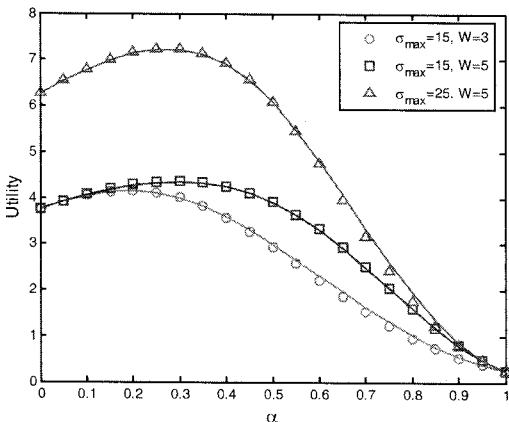


그림 3. α 에 따른 효율

였다. 그림 3은 C_e 가 $[0,1]$ 에서 균등 분포(uniform distribution)를 따를 때, α 에 따른 효율을 나타낸다. 휴면 기법의 성능 비교에 초점을 맞추기 위해 $\beta=1$ 로 설정했으며 실험결과를 $K=1$ 이 되도록 정규화(normalize)하였다. 차후로 특별히 언급하지 않으면 이러한 설정으로 성능을 비교한다. 그림에서 표식은 모의실험 결과를 의미하며, 실선은 이에 해당하는 분석 결과를 나타낸다.

그림 3에서 α 가 증가함에 따라 효율은 서서히 증가하다가 급격히 감소하는 형태를 보인다. 이는 α 가 증가하면, 곧 p 가 감소하면, 처음에는 $N(p; \sigma_{\max}, W)$ 의 감소분에 비해 $C(\alpha)$ 의 증가분이 크기 때문에 전체적인 효율이 증가하다가 나중에는 $C(\alpha)$ 의 증가분을 $N(p; \sigma_{\max}, W)$ 의 감소분이 압도하기 때문에 급격한 효율의 감소로 이어진다. 그림에서 성능 분석의 결과와 모의실험의 결과가 잘 들어맞는 것을 알 수 있다.

IV. 최적선택 휴면 기법

4.1 효율적인 스케줄링 기법

최적선택 휴면 기법(best-pick sleep scheme)을 설명하기 앞서 그림 3으로부터 얻은 효율적인 스케줄링 기법 설계를 위한 원칙을 열거하면 다음과 같다.

- (1) 임계값을 너무 높게 설정한 경우에서처럼 초기에 비활성 구간으로 천이하게 되면 효율이 급격히 감소한다.
- (2) 최대한 많은 트래픽을 수신하기 위해 임계값을 너무 낮게 설정해서 자주 기상을 하게 되면, 수율 증가에 비해 에너지 소모가 너무 많아져서 효율이 감소하게 된다.

따라서, 효율적인 휴면 기법은 MS에게 주어진 σ_{\max} 안에서 초기에 비활성 구간으로의 천이가 발생하지 않도록 C_e [s]의 변화를 최대한 활용하면서도 너무 효율이 낮은(에너지 소모에 비해 수율 증가분이 작은) 시간슬롯에서는 휴면 상태로 천이할 수 있도록 해야 한다.

4.2 휴면/기상 스케줄링

최적선택 휴면 기법(best-pick sleep scheme)은 W 개의 시간슬롯 중에서 W-Slot을 고르는 단계와 실제 효율이 증가하는지 검사하는 두 단계로 이루

어진다. 편의상 이 두 단계를 각각 “단계1”과 “단계2”로 칭한다.

먼저 단계1의 기본적인 개념을 설명하면, 시간슬롯 k 에서 다음 기상 시간슬롯 $S[k]$ 는 다음과 같이 정해진다.

$$S[k] = \arg \max_{k+1 \leq j \leq k+W} C_e[j] \quad (15)$$

그림 4는 W 가 4일 때 최적선택 휴면 기법의 예를 보여준다.

현재 시간슬롯이 1이라고 하면 다음 W 개의 시간슬롯인 2, 3, 4, 5 중에서 $C_e[k]$ 가 가장 큰 시간슬롯인 4가 선택되어 $S[1]=4$ 가 된다. 마찬가지로 방법으로 나머지 W -Slot에 대해서도 $S[k]$ 가 결정된다. 만약 $S[k]$ 가 σ_{max} 에 의해 정해진 최대 활성구간의 범위를 벗어나거나 모든 트래픽($=\psi$)을 다 수신하였으면 MS는 비활성 구간으로 천이하게 된다.

하지만 σ_{max} 에 비해서 ψ 가 클 때에는 식 (15)와 같이 W 개의 시간슬롯 중에서 $C_e[k]$ 가 가장 큰 하나의 시간슬롯만을 선택하는 것은 문제가 될 수 있다. 예를 들어 그림 4에서는 MS는 총 5개의 시간슬롯에서 기상하여 트래픽을 수신했는데, 만약 5개의 시간슬롯만으로 ψ 를 전부 수신하기에 부족하면 몇 개의 시간슬롯에서 추가적으로 기상을 하는 것이 효율을 더 증가시킬 수 있다. 이를 위해 현재 BS의 버퍼에 남아있는 트래픽의 양 $\psi_{remain}[k]$ 를 이용하여 다음 기상 시간슬롯 $S[k]$ 를 선택하도록 식 (15)를 수정해야 한다. 그림 5는 이를 반영한 단계1의 알고리즘을 보여준다.

다음으로, 단계2인 효율 증가 검사에서는 단계1에서 선택된 $S[k]$ 에서 실제로 기상하는 것이 효율을 증가시킬 수 있는지 검사한다. 이를 위해 $S[k]$ 에서 기상했을 때의 효율 U_w 와 수면했을 때의 효율 U_s 를 아래와 같이 구한다. U_w 와 U_s 를 계산하는 방법은 사용된 효율 함수에 따라 달라진다.

$$U_w = \frac{\{(B[k] + \Delta B \cdot C_e[S[k]]) / S[k]\}^{\beta+1}}{(\mathcal{J}[k] + \Delta \mathcal{J}) / S[k]} \quad (16)$$

$$U_s = \frac{\{B[k] / S[k]\}^{\beta+1}}{\mathcal{J}[k] / S[k]}$$

만약 $U_w < U_s$ 이면 실제로는 $S[k]$ 에서 휴면하도록 스케줄링 하고, 단계1에서 선택된 W -Slot들의 집합 S (그림 5 참고)에서 다음으로 작은 시간슬롯

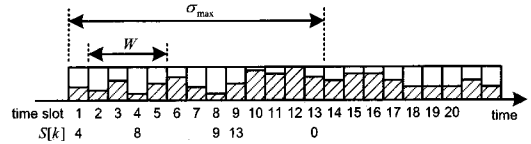


그림 4. 최적선택 휴면 기법의 예

을 선택하여 같은 과정을 반복한다. 만약 단계2를 통해서 기상하도록 선택된 시간슬롯이 하나도 없고 $\sigma_{remain} > W$ 라면, W 개의 시간슬롯 중에 $C_e[k]$ 가 가장 큰 시간슬롯에서 기상하도록 한다.

단계1에서 W 개의 시간슬롯 중에서 하나 이상의 시간슬롯을 선택하도록 하는 것은 ψ 가 σ_{max} 에 비해서 클 때에 보다 적극적으로 기상하도록 하는 데에 반해, 단계2는 단계1에서 선택된 시간슬롯 중에서 비효율적인 시간슬롯을 걸러줌으로써 실제 효율이 감소하는 것을 방지한다.

V. 모의실험 결과

임계값 기반 휴면 기법과 최적선택 휴면 기법의 성능을 기존 방식과 비교하기 위해 C++로 작성한 사건 처리식(event-driven) 프로그램을 사용하여 모의실험을 하였다. 모의실험 환경에서 MS는 큰 파일을 원격 FTP 서버를 통해서 전송 받는다. MS와 서버 사이의 네트워크 지연은 양방향 모두 20 ms로 고정하였으며, 기상 간격은 이를 반영하여 50 ms로 고정하였다. 시간슬롯의 길이는 1 ms로 하였고, 휴면 기법간의 성능 비교에 초점을 맞추기 위해서는 1000 bits로 고정하였으며 ΔB 는 [0, 1]에서 균

최적선택 휴면 기법 알고리즘 (단계1)

- 1: $R \leftarrow \psi_{remain}[k] \cdot \frac{\min(W, \sigma_{remain})}{\sigma_{remain}}$
- where σ_{remain} =# of remaining slots in active period
- 2: $S \leftarrow \phi$
- 3: **while** ($R > 0$) **do**
- 4: $l = \arg \max_j C_e[j]$ for $k+1 \leq j \leq k+W, j \notin S$
- 5: $R \leftarrow R - \lfloor \Delta B \cdot C_e[l] \rfloor$
- 6: $S \leftarrow S + \{l\}$
- 7: **end**
- 8: $S[k] = \min S$

그림 5. 최적선택 휴면 기법 알고리즘 (단계1)

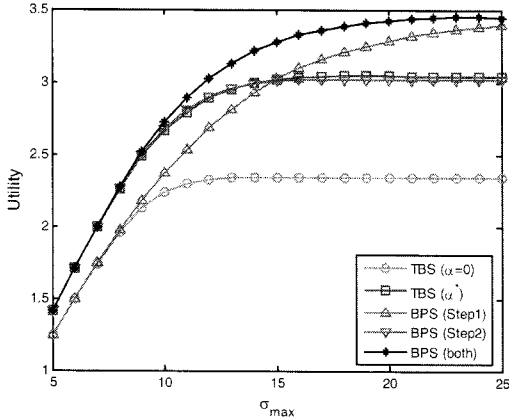


그림 6. σ_{max} 에 따른 효용

등 분포를 따르도록 하였다. 모든 모의실험 결과는 10개의 다른 시나리오 결과의 평균값이며, 각 시나리오는 500초간 수행되었다.

5.1 σ_{max} 의 영향

먼저 σ_{max} 가 효용에 미치는 영향을 알아보기 위해 $W=5$, $\psi=5000$ 로 설정하고 모의실험을 하였다. 그림 6은 σ_{max} 에 따른 각 휴면 기법의 효용을 보여준다.

그림 6에서 “threshold($\alpha=0$)”으로 표시된 결과는 활성 구간이 시작되면 BS의 버퍼에 있는 모든 트래픽을 수신할 때까지 MS가 매 시간슬롯에서 기상하는 기존 방식을 의미한다. “threshold(α^*)”로 표시된 결과는 모의실험을 통해 얻어낸 최적 임계값을 적용한 임계값 기반 휴면 기법의 성능을 나타낸다. “best-pick(step1)”과 “best-pick(step2)”는 각각

단계1 또는 단계2만 적용한 최적선택 휴면 기법이며, “best-pick(both)”는 단계1과 단계2를 모두 적용한 최적선택 휴면 기법을 의미한다. 그림 6에서 알 수 있듯이 σ_{max} 가 증가함에 따라 모든 기법의 효용이 증가한다. 그러나 최종적으로 효용이 수렴하는 값은 각기 다르다. threshold($\alpha=0$)의 경우 대략 10 시간슬롯 정도가 되면 σ_{max} 를 늘려도 더 이상 효용이 증가하지 않는데, 이는 5000 bits의 트래픽을 수신하기 위해서는 평균 10 시간슬롯이 필요하기 때문이다. 나머지 기법들은 모두 threshold($\alpha=0$)보다 우수한 성능을 보이는데, 주목해야 할 점은 최적선택 휴면 기법의 두 단계 모두를 적용해야만 모든 구간에서 최대 성능을 얻을 수 있다는 점이다. 이는 4.1에서 언급되었던 효율적인 휴면 기법의 특징을 갖는 각 단계가 상호 보완적으로 사용되어야만 효용을 극대화시킬 수 있다는 것을 보여준다. 또 하나 흥미로운 점은 실험을 통해 얻어낸 최적값을 사용하는 임계값 기반 휴면 기법보다 최적선택 휴면 기법의 성능이 더 우수하다는 것이다. 이것은 최적선택 휴면 기법이 늘어난 σ_{max} 를 기회적(opportunistic)으로 잘 활용하기 때문이다.

5.2 W 의 영향

그림 7은 $\sigma_{max}=20$, $\psi=5000$ 일 때 W 가 효용에 미치는 영향을 보여준다. threshold($\alpha=0$)가 W 의 증가와 상관없이 일정한 효용을 보이는 반면, threshold(α^*) 및 best-pick(step2)에서는 효용이 증가하다가 일정한 값으로 수렴하고, best-pick(step1)과 best-pick(both)에서는 초반에 효용이 증가하다가 더욱 커지면 오히려 감소하는 양상을 보인다. 큰

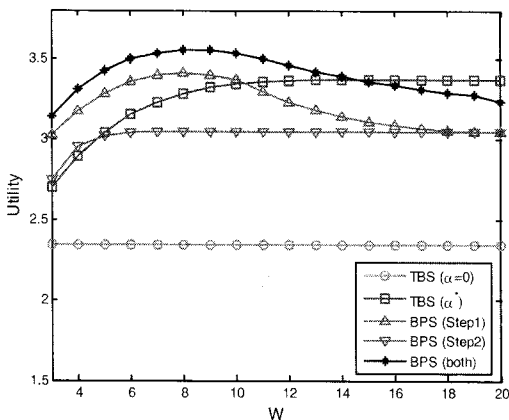


그림 7. W 에 따른 효용

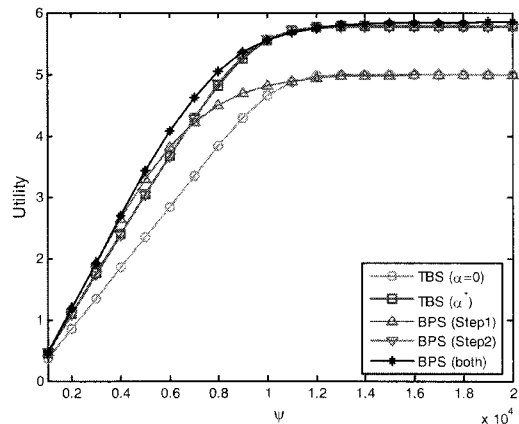


그림 8. ψ 에 따른 효용

W 에서 효용이 감소하는 이유는 W -Slot이 분산됨에 따라 모의실험에서 사용된 RTT와 기상 간격을 고려할 때 매 활성 구간의 시작에서 BS의 버퍼에 항상 ψ 만큼의 트래픽이 저장되어 있는 것은 아니기 때문이다.

5.3 ψ 의 영향

그림 8은 $\sigma_{max} = 20$, $W=5$ 일 때 ψ 에 따른 효용의 변화를 보여 준다. 그림 8에서 모든 기법의 경우에 ψ 가 증가함에 따라 한 활성 구간에서 수신할 수 있는 트래픽의 양이 많아져서 효용도 증가하게 된다. 하지만 그림 6에서와 같이 σ_{max} 에 비해 ψ 가 너무 커지게 되면 best-pick(step1)은 더 많은 트래픽을 수신하기 위해 비효율적인 시간슬롯에서도 기상을 해서 전체적인 효용이 감소하게 된다. 하지만 best-pick(step2)와 best-pick(both)에서는 효용 증가 검사를 통해서 이와 같은 시간슬롯에서 기상하는 것을 방지함으로써 best-pick(step1)보다 더 높은 효용을 달성하게 된다. 반대로 ψ 에 비해 σ_{max} 가 클 때에는 상대적으로 긴 활성 구간을 효율적으로 이용할 수 있는 best-pick(step1)이 더 유리하다. 결국, 최적 선택 휴면 기법은 이 두 단계를 적절히 조합함으로써 어떠한 경우에서도 좋은 효용을 달성하게 된다.

5.4 Switch-on/off 에너지에 따른 영향

마지막으로 switch-on/off시에 소모되는 에너지에 따른 효용의 변화를 살펴보면 그림 9와 같다. 실험에서 $\sigma_{max} = 20$ 으로 설정하였으며 $W=5$, $\psi = 5000$ 이 사용되었다. 그래프에서 x축의 switch-on/off 에너지는 $\Delta J=1$ 로 했을 때 MS의 무선 모듈을 켜다가 끄는 데에 소모되는 에너지의 양을 나타낸다. threshold

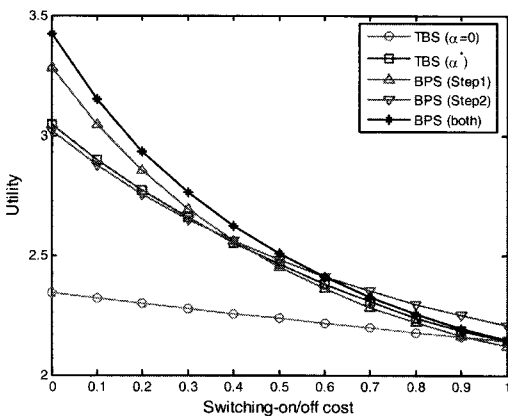


그림 9. Switch-on/off 에너지에 따른 효용

($\alpha = 0$)을 제외한 모든 기법들이 자주 휴면 상태와 기상 상태로 천이하기 때문에 switch-on/off시에 소모되는 에너지가 증가함에 따라 효용이 감소하는 것을 볼 수 있다. 모의실험에서 최적선택 휴면 기법의 단계1인 그림 5와 단계2인 식 (16)은 추가적인 switch-on/off 에너지를 반영하기 위하여 적절히 수정되었다.

VI. 결 론

본 논문에서는 탄력적 트래픽을 수신하는 MS를 위한 에너지 효율적인 휴면 기법에 대하여 고찰하였다. 탄력적 트래픽은 높은 우선순위의 트래픽이 전송되고 남은 무선 자원을 이용해서 전송되기 때문에 사용할 수 있는 무선 자원의 양이 시간에 따라 계속 변하게 된다. 에너지 제약이 있는 MS가 전체적인 수율이 QoS를 좌우하는 탄력적 트래픽을 수신할 때에는 서로 교환 관계에 있는 수율과 에너지 소모를 동시에 고려하는 효용 함수를 사용해야 한다. 이를 위해 본 논문에서는 가중 총 전송시간과 이 때 소모된 에너지의 곱에 반비례하는 효용 함수를 사용하여 여러 휴면 기법들의 성능을 평가하였다.

정해진 임계값을 사용하는 임계값 기반 휴면 기법은 간단하다는 장점이 있지만 최적의 임계값을 구하기가 현실적으로 어렵다는 단점이 있다. 본 논문에서는 몇 가지 가정하에 임계값에 따른 효용을 수리적으로 분석하고 모의실험을 통해 분석의 정확성을 입증하였다.

최적선택 휴면 기법은 주어진 시간슬롯 중에서 기상할 시간슬롯을 선택하는 단계1과 실제 효용이 증가하는지 검사하는 단계2로 구성되었다. 현재 BS의 버퍼에 남아있는 트래픽의 양을 고려하여 기상할 시간슬롯을 선택하는 단계1과 단계1에서 선택된 시간슬롯에 대해 효용 증가 검사를 수행하는 단계2는 상호 보완적인 관계에 있다. 따라서 이 두 단계가 같이 적용될 때에만 고려된 모든 경우에 대해서 최적선택 휴면 기법이 좋은 성능을 낼 수 있음을 모의실험을 통해서 보였다. 또한 다양한 환경하에서의 모의실험을 통해 각 휴면 기법들의 성능을 비교하였으며, 휴면 기법의 각 요소들이 효용에 어떠한 영향을 미치는지 평가하였다.

참 고 문 헌

[1] IEEE 802.11, "Wireless LAN medium access

- control and physical layer specification," 1999.
- [2] IEEE 802.16e, "Air interface for fixed and mobile broadband wireless access systems- Amendment 2: Physical and medium access control layers for combined fixed and mobile operation in licensed bands," Dec. 2005.
- [3] 3GPP TS 25.331, "Radio resource control (RRC) protocol specification," June 2005.
- [4] R. Cohen, R. Rizzi, "On the Trade-off Between Energy and Multicast Efficiency in 802.16e-like Mobile Networks," *Trans. Mob. Comput.*, vol. 7, no. 3, pp. 346-357, Mar. 2008.
- [5] B. Hamdaoui, P. Ramanathan, "Lifetime-Throughput Tradeoff for Elastic Traffic in Multi-Hop Hotspot Networks," in *Proc. IEEE GLOBECOM*, pp. 1565-1569, Dec. 2004.
- [6] S.-R. Yang, "Dynamic Power Saving Mechanism for 3G UMTS System," *Springer Mobile Netw. Appl.*, vol. 12, no. 1, pp. 5-14, Feb. 2007.
- [7] X. Zhong, C.-Z. Xu, "Energy-Efficient Wireless Packet Scheduling with Quality of Service Control," *IEEE Trans. Mob. Comput.*, vol. 6, no. 10, pp. 1158-1170, Oct. 2007.
- [8] E. Baccarelli, M. Biagi, N. Cordeschi, C. Pelizzoni, "Minimization of Download Times for Large Files over Wireless Channels," *IEEE Trans. Mob. Comput.*, vol. 6, no. 10, pp. 1105-1115, Oct. 2007.
- [9] H. Yan, S. A. Watterson, D. K. Lowenthal, K. Li, R. Krishnan, L. L. Peterson, "Client-Centered, Energy-Efficient Wireless Communication on IEEE 802.11b Networks," *IEEE Trans. Mob. Comput.*, vol. 5, no. 11, pp. 1575-1590, Nov. 2006.
- [10] Z. Jiang, Y. Ge, Y. Li, "Max-utility Wireless Resource Management for Best Effort Traffic," *IEEE Trans. Wireless Commun.*, vol. 4, no. 1, pp. 100-111, Jan. 2005.
- [11] B. Wydrowski, M. Zukerman, "QoS in Best-effort Networks," *IEEE Commun. Mag.*, vol. 40, no. 12, pp. 44-49, Dec. 2002.

이 종욱 (Jongwook Lee)

정회원



2005년 서울대학교 전기공학부
학사

2005년~현재 서울대학교 전기컴
퓨터공학부 석박사 통합 과정
<관심분야> 차세대 무선 네트워크

박 세 웅 (Saewoong Bahk)

종신회원



1984년 서울대학교 전기공학과
학사

1986년 서울대학교 전기공학과
석사

1991년 Univ. of Pennsylvania
박사

1991년~1994년 AT&T Bell Lab.

1994년~현재 서울대학교 전기컴퓨터공학부 교수
<관심분야> 차세대 무선 네트워크, 네트워크 보안