

다중프로세서 시스템상의 실시간 비주기 태스크 스케줄링

문석환* · 전진호**

*영동대학교 · **관동대학교

Real-Time Aperiodic Tasks Scheduling on Multiprocessor Systems

Seok-Hwan Moon* · Jin-Ho Jeon**

*Youngdong University · **Kwandong University

E-mail : shmoon@yd.ac.kr, jhgy@kd.ac.kr

요 약

다중프로세서 시스템 상에서 합성 이용율을 이용한 비주기 태스크들의 프로세서 이용율 계산 시 태스크가 실제 모든 실행시간을 종료하여 더 이상의 실행시간을 갖지 않더라도 현재요청집합에 속해 있다면 실행시간과 종료시한을 합성 이용율에 포함하기 때문에 실제 스케줄링 가능한 태스크들이 실행 불가능한 경우로 판단되는 문제점을 가지고 있다. 본 논문에서는 이러한 문제점을 해결하여 다중 프로세서 시스템에서 더 많은 비주기 태스크들이 스케줄링 가능 하도록 개선된 합성 이용율 방법을 제시 하였다.

ABSTRACT

Real-Time Aperiodic Tasks Scheduling Using Synthetic Utilization on Multiprocessor Systems has a drawback in that if some tasks, even though they are completed and have no more execution times, are included in the current invocation set, their execution times and deadlines are added to the synthetic utilization. This may lead to a problem in which actually schedulable tasks are decided not to be schedulable. In this paper, we recognize the above mentioned problem and propose an improved synthetic utilization method that can be used to schedule aperiodic tasks more efficiently on multiprocessor systems.

키워드

Real-Time Scheduling, Aperiodic Tasks, Synthetic Utilization, multiprocessor systems

1. 서 론

실시간 시스템(real-time system)은 태스크의 수행결과와 정확성뿐만 아니라 처리시한의 제한인 종료시한(deadline)을 엄격하게 지키는 것이 요구되는 시스템을 말한다. 이러한 실시간 시스템은 종료시한이 엄격하게 지켜져야 하는 경성 실시간(hard real-time) 시스템과 그렇지 않은 연성 실시간(soft real-time) 시스템으로 구분 할 수 있다. 실시간 시스템에서 실행되는 태스크들은 일정 시간 마다 도착하여 반복적으로 실행되는 주기(periodic) 태스크와 도착 시간이 정해져 있지 않은 비주기(aperiodic) 태스크로 구분 할 수 있다. 본 논문에서는 합성 이용율을 기반으로 하여 경성 실시간 비주기 태스크들을 스케줄링하고 그것

을 확장하여 다중프로세서 상에서 비주기 태스크들을 스케줄링 하는 기법을 다루고 있다.

Abdelzaher등에 의해 제시된 합성 이용률 방법 [1]은 경성 비주기 태스크 집합에 대하여 스케줄링 가능한 합성 이용률의 상한 값을 제시하였다. 또한 이를 이용하여 비주기 태스크가 도착했을 때 합성 이용률을 상한 값과 비교하여 도착한 비주기 태스크의 수락여부를 인정할 것인지 거절할 것인지를 결정하게 된다.

비주기 태스크 집합 T_a 를 $\{T_1, T_2, T_3 \dots T_i \dots\}$ 라 할 때, T_1 은 T_2 보다 먼저 도착(arrival)된 태스크라 가정 한다. 즉 T_i 는 T_{i+1} 보다 먼저 도착한 비주기 태스크 이다. 비주기 태스크 T_i 의 수행시간(execution time)을 $C_i (> 0)$, 도착시간(arrival

time)을 A_i , 상대적 종료시간(relative deadline)을 $D_i (> 0)$ (여기서 절대적 종료시간(absolute deadline) d_i 는 $A_i + D_i$ 로서 정의된다.), m 을 프로세서의 개수라 할 때 다중프로세서 상에서 임의의 시점 t 에서의 합성 이용률[2]는 다음과 같이 정의된다.

$$U_{(t)} = \frac{1}{m} \sum_{T_i \in S_{(t)}} \frac{C_i}{D_i} \quad (1)$$

식(1)은 Liu와 Layland가 정의한 주기태스크들의 스케줄링 알고리즘인 RM 스케줄링 알고리즘[3]을 다중프로세서 상에서 비주기 태스크에 확장하여 정의하였다. 식(1)에서 $S_{(t)}$ 는 임의의 시점 t 를 기준으로 t 이전에 도착한 태스크 중 아직 종료시한이 지나지 않은 태스크 집합을 나타내며

$S_{(t)} = \{T_i | A_i \leq t < A_i + D_i\}$ 로서 표현된다. 또한 임의의 시점 t 에서의 합성 이용률의 상한값은 다음과 같이 정의된다.

[2]에서는 다중프로세서 상에서 임의의 시점 t 에서의 합성 이용률 식(1)이 상한값인 0.59를 넘지 않으면 비주기 태스크가 스케줄링 가능하다는 것을 증명하였다. 또한 합성 이용률을 이용한 스케줄링 분석은 $O(1)$ 에 수행할 수 있어 수락제어를 수행할 때 적합하다. 비주기 태스크들의 합성 이용률을 구하기 위해서는 임의의 시점에 대한 현재 요청 집합 $S_{(t)}$ 를 먼저 구해야 한다.

하지만 태스크 중 실행시간이 종료되었지만 종료시한을 넘지 않았기 때문에 임의의 시점 t 이후에는 실행되지 않더라도 집합 $S_{(t)}$ 에 속하게 되고 이용률 계산 시 실행시간 값이 불필요하게 합성 이용률에 함께 계산 된다. 이러한 문제점으로 인해 특정시간 t 에서의 합성 이용률은 계산할 때 t 이후에 실제 스케줄링 가능하지만 스케줄링 불가능하게 판단되는 경우가 발생하게 된다. 본 논문에서는 이러한 문제를 개선하여 스케줄링 가능성을 높이고자 한다.

II. 본 론

임의의 시점 t 에서 합성 이용률을 계산할 때 먼저 고려되어야 할 것은 시점 t 이전에 도착하였으나 아직 시점 t 이전에 종료시한을 넘기지 않은 비주기 태스크들의 집합 즉, $S'_{(t)} = \{T_i | A_i \leq t < A_i + D_i\}$ 로서 표현 되는 현재 요청 집합 $S_{(t)}$ 의 원소에 해당하는 비주기 태스크들을 찾는 것이다. 이러한 $S_{(t)}$ 에 속하는 비주기 태스크들 중 시점 t 를 기준으로 먼저 도착하였고, 종료시한은 넘지 않았지만 시점 t 이전에 실행시간을 모두 마친 태스크들이 포함될 수 있다 이러한 태스크들은 임의의 시점 t 이후부터 태스크의 종료시한까지 실제 프로세서를 이용하지 않지만

이용률 계산 시 실행 시간이 포함되는 문제점을 가지고 있다. 본 논문에서는 이러한 조건을 제거하여 합성 이용률을 계산한다. 개선된 현재 요청 집합을 $S'_{(t)} = \{T_i | A_i \leq t < A_i + D_i, t < C_{ie}\}$ 로 표현하고 여기서 C_{ie} 는 비주기 태스크 T_i 의 실행시간 C_i 의 종료시점이다. C_i 의 종료시점은 고정 우선순위를 이용하기 때문에 계산해낼 수 있다

또한 합성 이용률 $U_{(t)} = \frac{1}{m} \sum_{T_i \in S_{(t)}} \frac{C_i}{D_i}$ 에서 C_i 와

D_i 값은 태스크 T_i 가 $S_{(t)}$ 의 조건을 만족하여 $S_{(t)}$ 의 원소가 되면 항상 동일한 값을 가진다 즉 시점 t 가 증가하더라도 $S_{(t)}$ 에 속하면 항상 동일한 합성 이용률값을 가지게 되는데 이것은 시점 t 이전에 이미 실행 완료된 태스크의 실행시간 값까지 합성 이용률에 포함되기 때문에 실제 남은 실행시간 값이 매우 작더라도 시점 t 에서 스케줄링이 불가능하게 판단되는 경우가 발생할 수 있다 이러한 문제를 개선하기 위해 C_i 값과 D_i 값을 시점 t 를 기준으로 하여 변경한 $C_{i,t}$ 와 $D_{i,t}$ 값을 이용하여 합성 이용률을 구한다

시점 t 를 기준으로 하여 태스크 T_i 의 실행을 마치기 위해 필요한 최대 수행시간[4]를 잉여 수행시간 $e_{i,t}$ 라 하고, 시점 t 를 기준으로 하여 태스크 T_i 의 절대 종료시한 d_i 와 현재 시점 t 와의 차이, 즉 $d_i - t$ 를 리드시간(lead time)[5] $D_{i,t}$ 라고 정의하면 다중프로세서 상에서 임의의 시점 t 에서의 합성 이용률은 다음과 같이 새롭게 표현할 수 있다.

$$U_{(t)} = \frac{1}{m} \sum_{T_i \in S_{(t)}} \frac{e_{i,t}}{D_{i,t}} \quad (3)$$

재 정의된 $S'_{(t)}$, $e_{i,t}$, $D_{i,t}$ 를 이용하여 합성 이용률을 계산한 후 합성 이용률의 상한 값인 0.59와 비교하여 임의의 시점 t 에 도착한 비주기 태스크의 수락 여부나, 이미 도착되어 실행 중인 비주기 태스크들의 합성 이용률을 이용하여 스케줄링 가능성 여부를 판단한다.

다중프로세서 상에서 기존의 합성 이용률과 개선된 합성 이용률을 비교해 보면 개선된 방법의 이용률이 좀 더 낮은 이용률을 갖는다는 것을 알 수 있다. 특히 밀도가 큰 태스크 집합에서의 이용률의 차이가 더 크게 나타남을 알 수 있다

III. 결 론

본 논문에서는 다중프로세서 시스템에서 시점 t 에서 현재 현재요청집합의 조건을 변화시켜 합성 이용률에 의한 프로세서 이용률을 개선함으로써 기존의 합성이용률을 이용하면 스케줄링이 불가

능하던 비주기 태스크들을 스케줄링 가능하게 하는 방법을 제시하였다.

또한 개선된 스케줄링 방법이 프로세서 개수와 워크로드의 변화에 따른 프로세서 이용율이 기존의 방법보다 낮은 값을 갖는다는 것을 확인 하였으며, 이것은 더 많은 비주기 태스크들을 수락할 수 있다는 의미를 가진다.

본 논문에서는 다중프로세서 시스템에서 비주기 태스크만을 고려하여 임의의 시간에서의 합성 이용율을 통하여 스케줄링의 가능성 여부를 판단하였지만, 주기 태스크들과의 혼합된 태스크 집합에서의 이용율 측정을 통한 스케줄링 가능성 판단 여부 및 수락율에 대한 연구가 필요하다.

참고문헌

- [1] T. F. Abdelzaher, V. Sharma, and C. Lu, "A Utilization bound for aperiodic tasks and priority driven scheduling", IEEE Transactions on Computers, vol. 53, no. 3, pp. 334-350, Mar 2004
- [2] T. F. Abdelzaher and B. Anderson, J. Jonsson, V. Sharma, and M. Nguyen. "The aperiodic multiprocessor utilization bound for liquid tasks." in Real-time and Embedded Technology and Applications Symposium, San Jose, California, September 2002.
- [3] C. L. Liu and J. W. Layland, "Scheduling algorithms for multiprogramming in hard real time environment", Journal of the ACM, vol. 20, pp. 46-61, Jan. 1973.
- [4] J. Park, M. Ryu, and S. Hong, "Deterministic and statistical admission control for QoS-aware embedded systems", Journal of Embedded Computing, vol. 1, no. 1, 2004,
- [5] J. P. Lehoczky, "Real-time queueing theory", in Proceedings of IEEE Real-Time Systems Symposium, Dec. 1996, pp. 186-195