

RESUMEN DE TESIS DOCTORAL

Modelo para Tiempos de Arribo de Tareas en Tiempo Real Concurrentes *Arrival Times Model for Concurrent Real-time Tasks*

Graduado: Daniel Cruz Pérez

Centro de Investigación en Computación – I.P.N.

Centro de Investigación en Ciencia Aplicada y Tecnología Avanzada unidad Legaria – I.P.N.

dcruzp@yahoo.com

Graduado el 14 de Diciembre de 2007

Director de Tesis: Dr. José de Jesús Medel Juárez

Centro de Investigación en Computación – I.P.N.

Centro de Investigación en Ciencia Aplicada y Tecnología Avanzada unidad Legaria – I.P.N.

jjmedel.j@yahoo.com.mx

Director de Tesis: Dr. Pedro Guevara López

Dirección de Gestión del Capital Humano – I.P.N.

Centro de Investigación en Ciencia Aplicada y Tecnología Avanzada unidad Legaria – I.P.N.

pguevara@ipn.mx

Resumen

Un Sistema en Tiempo Real (STR) implantado en una computadora digital, interactúa con el mundo físico a través de acondicionamientos de variables (sensores, actuadores convertidores Analógico/Digital *A/D* y Digital/Analógico *D/A*) y procesa sus peticiones mediante tareas concurrentes con restricciones temporales. En general cada una de las variables del proceso dinámico (entradas, salidas y estados) es relacionada con una Tarea en Tiempo Real específica; si se trata de un sistema multivariable, entonces se tendrá un conjunto de Tareas en Tiempo Real por cada arreglo de variables donde cada una tendrá que dar respuestas correctas acotadas temporalmente. En este trabajo se desarrolla un modelo matemático para la representación de tiempos de arribo de Tareas en Tiempo Real Concurrentes, en donde se incluyen las características generales del comportamiento de los arribos descritos por varios autores. Adicionalmente se propone un criterio para dar la estabilidad del sistema.

Palabras clave: Sistema en tiempo Real, Tarea, Evento discreto, Función de transición, Interarribo.

Abstract

A Real-time system implemented in a computer, interacts with the real physical world through variables conditioners (sensors, actuators, D/A and A/D converters) and processes each processing need as concurrent tasks with temporal deadlines. In general each variable of the dynamic process (inputs, outputs and states) is related with a specific task; if it is about a multivariable system then there is going to be a set of tasks for each variable where each will have to be answered correctly with temporal bounds. In this paper a mathematical model for the representation of arrival times of concurrent Real-time tasks is treated. Additionally a stability analysis is proposed.

Keywords: Real-time system, Task, Discrete event system, Transition function, Inter-arrivals.

1 Introducción

En el presente documento se desarrolla el modelo multivariable para tiempos de interarribo de Tareas en Tiempo Real concurrentes. Este modelo se fundamenta en las concordancias con varios autores que abordan trabajos relacionados con los Sistemas en Tiempo Real y se busca tener los comportamientos descritos en algunos de sus artículos para darles una descripción matemática integral. Con tal modelo se busca representar las características más importantes de los tiempos de arribo de las Tareas en Tiempo Real para poder ofrecer un criterio de estabilidad.

1.1 El Estado del Arte del Modelado de Tiempos de Arribo en Tareas en Tiempo Real

Liu y Layland (Liu C. y Layland J., 1973) se caracteriza a una tarea por dos estados que describen: su tiempo de arribo y su tiempo de ejecución, respectivamente. Con $\tau_1, \tau_2, \dots, \tau_m$, denota m tareas periódicas, con sus periodos de tiempo T_1, T_2, \dots, T_m y sus tiempos de ejecución C_1, C_2, \dots, C_m respectivamente. Algunos autores como por ejemplo: Cervin y Eker (Cervin A. y Eker J.); Gardner y Liu (Gardner M. K. y Liu J. W. S., 1999); Aydin, Melhem, Mossé y Mejia-Alvarez, (Aydin H., Melhem R., Mossé D. y Mejia-Alvarez P., 1999) han usado el modelo de Liu y Layland, para representar las tareas y poder aplicar técnicas de planificación.

Mok y Chen (Mok A. K. y Chen D., 1997-2) escriben que Las Tareas en Tiempo Real tipo “multiframe” quedan definidas por la pareja (Γ, P) donde Γ es un arreglo de N tiempos de ejecución $(C^1, C^2, \dots, C^{N-1})$, con $1 \leq N$ y P es el tiempo mínimo de separación con $0 \leq P$. El tiempo de ejecución del i -ésimo elemento es $C^{((i-1) \bmod(N))}$, donde $1 \leq i$. Y el plazo para cada instancia es P después de su tiempo de arribo. Los mismos autores en (Mok A. K. y Chen D., 1997-1) definen una tarea en Tiempo Real a través de la pareja (Φ, P) , donde Φ es un arreglo de tiempos de ejecución (ϕ_1, ϕ_2, \dots) , y P es el tiempo mínimo de separación. El plazo de cada periodo es P después de su tiempo de arribo.

Thomadakis (Thomadakis M. E., 1999) Menciona que un sistema de tareas mezcladas es definido de la siguiente forma: $\Gamma := (\tau, J_s, J_a, A_f, A_w)$, por medio de lo cual se pueden clasificar a las tareas en a) Periódicas “hard” $\tau := \{ \tau_i(T_i, C_i, D_i, r_i), i=1, \dots, n \}$, b) esporádicas $J_s := \{ J_{si}(T_{si}, C_{si}, D_{si}), i=1, \dots \}$, c) aperiódicas “soft” $J_a := \{ J_{ai}(C_{ai}, D_{ai}, r_{ai}), i=1, \dots \}$, d) interactivas “smooth” $A_f := \{ J_{fj}(C_{fj}, F_{fj}, Fairness), j=1, \dots, m \}$.

Ramanathan y Kang (Ramanathan P. y Kang D., 1994) definen un modelo de tareas esporádicas, en donde los tiempos de ejecución tienen una variación estocástica y la función de distribución probabilística es de la variación conocida para el sistema. Además cada tarea esporádica es asociada con dos costos, K_e y K_r . Donde el costo del sistema en caso que la tarea sea rechazada tan pronto como llegue es expresado por K_e . El costo del sistema en caso que la tarea no cumpla con su plazo crítico después de ser aceptada por el sistema es expresado por K_r . En este caso el costo para el sistema depende de cuando es rechazada la tarea esporádica. Las tareas son definidas por su tiempo plazo como (t, D_s) , donde “ t ” es el tiempo actual y D_s es el plazo. El plazo característico de la tarea D donde $\tau \in P \cup S$, P es el conjunto de tareas periódicas del sistema y S es el conjunto de tareas esporádicas del sistema D_s .

Choi y Agrawala (Choi S. y Agrawala A. K., 1997) describen las tareas aperiódicas τ_i (del conjunto de tareas aperiódicas $T = \{ \tau_1, \tau_2, \dots, \tau_n \}$) considerando el Tiempo de arribo R_i , Plazo absoluto D_i , Peor tiempo de ejecución C_i , Variable de ejecución e_i denotando el tiempo de procesamiento ya hecho para τ_i en cualquier instante de tiempo, Variable de ejecución w_i denotando el último de comienzo o de τ_i , que es una función del tiempo actual “ t ” y el valor de e_i , Tiempo de arribo menor $est(i)$, Tiempo de arribo mayor $lst(i)$. Para las tareas esporádicas del tipo críticas asumieron que el “tiempo de listo” (*ready time*) es igual al tiempo de arribo. Asumieron además que la planificación inicial de las instancias se da en una ventana de planificación $[0, L]$, denotada por Γ , donde $T = \{ \tau_1, \tau_2, \dots, \tau_n \}$ es un conjunto de instancias de tarea en Γ , y $\tau_i < \tau_{i+1}$. Cada tarea consta de los siguientes parámetros en el planificador: a) Tiempo de Liberación Virtual (*virtual release time*) R_i , b) Plazo Virtual (*Virtual Deadline*) $D_i (\leq L)$, c) Γ es el espacio de tiempo del planificador $[0, L]$. Definen un conjunto $S = \{ S_1, S_2, \dots, S_m \}$ como el conjunto de tareas esporádicas que tienen que ser planificadas con T , para cada tarea esporádica S_i y se asume que se conocen el tiempo mínimo de inter-arribo δ_i , el tiempo máximo de ejecución c_i^S y el plazo relativo $d_i^S (\leq \delta_i)$. También se asume que las S_i están ordenadas ascendentemente por su plazo relativo, d_i^S , ejemplo $d_i^S \leq d_{i+1}^S$.

Jeffay, Becker y Bennett (Jeffay K., Becker D. y Bennett D., 1994) definen una tarea T como una secuencia lógica infinita de instancias J_j . Proponen una tarea aleatoria T como un conjunto (J, c, p) , donde J es una secuencia de instancias (*jobs*) $\langle J_1, J_2, \dots \rangle$ de la tarea T . Una instancia J_i se define con una pareja (r_i, d_i) , donde r_i es el tiempo de arribo y d_i es su plazo, “ c ” es el tiempo de cálculo y “ p ” es la separación mínima entre instancias. En este trabajo se asumió que los tiempos de inter-arribo son los de razón máxima, o sea el peor caso donde la relación para el pase de mensajes que relaciona con los tiempos de arribo, está descrita:

$$f(r) = \left(\frac{1}{x}\right)r \tag{1}$$

donde r es la razón de llegada de los mensajes y x es positivo, diferente de cero y para cada función de razón de transmisión, su valor dependerá de la lógica del proceso.

Jeffay, Stanat y Martel (Jeffay K., Stanat D. F. y Martel C. U.,1991) describen a una tarea periódica comentando que estas invocan periodos regulares mientras que una tarea esporádica invoca periodos arbitrarios de tiempo pero este periodo tiene un valor mínimo conocido. De acuerdo a su trabajo, consideran que una tarea “ T ” esta formada por una pareja (c,p) donde: a) “ c ” es el tiempo de cálculo máximo de terminación de la tarea, b) “ p ” es el período o intervalo mínimo entre invocaciones de “ T ”. Si “ T ” es periódico “ p ” especifica un intervalo constante entre invocaciones. Si “ T ” es esporádico “ p ” especifica el intervalo mínimo entre invocaciones. Para las tareas periódicas si t_k es el momento de la k -ésima invocación de la tarea “ T ” entonces: 1) La $(k+1)$ -ésima invocación ocurrirá en $t_{k+1}=t_k+p$, 2) La k -ésima ejecución de la tarea T debe comenzar después de t_k y debe ser completada antes de $t_k + p$. Para las tareas esporádicas, si “ t_k ” es el tiempo de la k -ésima de la tarea “ T ” entonces: 1) La $(k+1)$ -ésima invocación ocurrirá no antes de t_k+p , por lo tanto $t_{k+1} \geq t_k+p$, b) La k -ésima ejecución de la tarea T debe comenzar después de t_k y debe ser completada antes de $t_k + p$. *Asumieron que* las invocaciones de las tareas esporádicas son independientes y dependen solamente del momento de la última invocación.

Jeffay (Jeffay K., 1992) define una tarea por un arreglo de 3 elementos:

$$T_i = (s_i, \{ \{c_{ij}, C_{ij}, r_{ij}\} | 1 \leq j \leq n_i \}, p_i), \tag{2}$$

donde: s_i es el tiempo de arribo de la tarea T_i , el tiempo de la primer invocación de la tarea T_i , $\{ \{c_{ij}, C_{ij}, r_{ij}\} \}$ es un conjunto de fases donde para cada fase: c_{ij} es el costo mínimo de cómputo: el lapso mínimo de tiempo de procesador requerido para ejecutar la fase j -ésima de la tarea T_i hasta completarlo en un procesador dedicado, C_{ij} es el costo máximo de cómputo: el lapso máximo de tiempo de procesador requerido para ejecutar la fase j -ésima de la tarea T_i hasta completarlo en un procesador dedicado, r_{ij} es el requerimiento de recurso: el recurso (si se requiere) que es requerido durante la fase j -ésima de la tarea T_i y p_{ij} es el periodo de la tarea: el tiempo de inter-arribo mínimo de la tarea T_i . En el documento describe tareas esporádicas, si embargo su comportamiento en el tiempo no es descrito, su principal interés es la carga de trabajo para el procesador y la planificación.

Baruah, Mok y Rosier (Baruah S.K., Mok A. K. y Rosier L. E., 1990) comentan que una tarea esporádica T_i está caracterizada por tres elementos: tiempo de ejecución e_i , un plazo d_i , y un periodo mínimo de separación p_i , con $e_i \leq d_i$ y $e_i \leq p_i$, de tal forma que $T_i = (e_i, d_i, p_i)$, $i \leq 1 \leq n$. En este caso, las tareas se representan con tres valores.

Balbastre (Balbastre-Betoret P., 2002) propone un modelo para n tareas periódicas:

$$T^C = (T_1^C, T_2^C, \dots, T_n^C)^*, \tag{3}$$

de las cuales cada T_i es descrito:

$$T_i^C = (C_i, D_i, P_i, O_i, OCW_{(i)}), \tag{4}$$

Que en forma simplificada tiene la forma:

$$T_i^C = (C_j, D_j, P_j, O_j). \tag{5}$$

El Modelo de tareas con el cómputo restringido a ventanas temporales, donde OCW es la ventana de cómputo opcional y se obtiene:

$$OCW_{(i)} = \left\{ C_i + \Delta C_i, \binom{n_i}{m_i} \right\}. \tag{6}$$

Donde $\binom{n_i}{m_i}$ indica el número n de activaciones de un total de m que una tarea puede ejecutarse con un tiempo de cómputo superior al inicialmente signado. Si, en cualquier ventana de m invocaciones consecutivas de una tarea, puede ejecutarse con un tiempo de cómputo superior al normal, al menos en n activaciones consecutivas. ΔC es el tiempo de cómputo a incrementos. O_i es el offset (fase) del tiempo de arribo.

Guevara, Medel y Flores (Guevara-López P, Medel-Juárez J. J., Flores-Rueda A., 2002) proponen un modelo regresivo con promedios móviles para caracterizar los tiempos de arribo dinámico en las Tareas en Tiempo Real. El modelo es el siguiente:

$$x_{k+1} = a_k x_k + \omega^1_k, \tag{7}$$

$$y_k = x_k + \omega^2_k, \tag{8}$$

donde los ruidos interno y externo ω^1_k y ω^2_k que dependen del sistema computacional y del medio ambiente respectivamente, no están correlacionados entre sí, pero si con la señal generadora de tareas y_k (y_k es el tiempo de arribo). Las dinámicas internas descritas por x_k permiten a través del parámetro a_k y el ruido interno ω^1_k modelar las Tareas en Tiempo Real. Se considera que el tiempo de ejecución y el plazo son constantes.

Abdelzaher (Abdelzaher Tarek F., 2000) realiza una representación de una tarea y aclara que los tiempos de arribo y plazos son asignados en forma arbitraria. El tiempo de arribo de una tarea T_i se denota con A_i , su tiempo de ejecución (posiblemente desconocido para el SO) se denota con C_i y su tiempo de respuesta máximo deseado se denota con D_i . Una tarea cumple con su plazo si termina antes de $A_i + D_i$. En el documento $A_i + D_i$ representa el plazo absoluto de la tarea y D_i su plazo relativo. El promedio de utilización del procesador U_i contribuido por esta tarea es $U_i=C_i/D_i$ en el intervalo entre su arribo y el plazo. La representación es:

$$T_i=(A_i, C_i, D_i), \tag{9}$$

donde A_i es el tiempo de arribo, C_i el tiempo de ejecución, D_i el plazo.

Spuri y Buttazzo (Spuri M. y Buttazzo G., 1996) comentan que para insertar las tareas en un planificador dinámico, se debe considerar: a) Todas las tareas $\tau_i: i=1, \dots, n$ tienen plazos críticos; b) Todas las tareas aperiódicas $J_i: i=1, \dots, m$ no tienen plazos; c) Cada tarea periódica τ_i tiene un periodo constante T_i y un tiempo máximo de ejecución C_i , que se considera conocido y puede ser derivado por un análisis estático del código fuente; d) Todas las tareas periódicas son activadas simultáneamente al tiempo $t=0$; por ejemplo, la primer instancia de cada tarea periódica tiene un tiempo de arribo $r_i(0)=0$; e) El tiempo de arribo de la k -ésima instancia periódica está dado por :

$$r_i(k)=r_i(k-1)+T_i; \tag{10}$$

f) el plazo de la k -ésima instancia periódica está dado por:

$$d_i(k)=r_i(k)+T_i; \tag{11}$$

g) el tiempo de arribo de cada tarea aperiódica es desconocido; h) el peor tiempo de ejecución de cada tarea aperiódica se considera conocido en su tiempo de arribo. Tratando en este trabajo en forma separada a las tareas periódicas y las aperiódicas. Sin embargo toma en cuenta los tiempos de arribo de forma absoluta de la siguiente manera:

1) El tiempo de arribo de la k -ésima instancia periódica está dado por:

$$r_i(k)=r_i(k-1)+T_i; \tag{12}$$

2) El plazo de la k -ésima instancia periódica está dado por :

$$d_i(k)=r_i(k)+T_i; \tag{13}$$

por lo que considera que el plazo es igual al periodo. Para tareas periódicas considera: a) Todas las tareas $\tau_i: i=1, \dots, n$ tienen plazos tipo "hard", un periodo constante T_i y un tiempo máximo de ejecución C_i , que se considera conocido y puede ser derivado por un análisis estático del código fuente, b) Todas las tareas periódicas son activadas simultáneamente al tiempo $t=0$; por ejemplo, la primer instancia de cada tarea periódica tiene un tiempo de arribo

$r_i(0)=0$, c) El tiempo de arribo de la k -ésima instancia periódica está dado por (2.15), d) El plazo de la k -ésima instancia periódica está dado por (2.16). Para tareas aperiódica considera: a) Todas las tareas aperiódicas $J_i: i=1, \dots, m$ no tienen plazos; b) El tiempo de arribo de cada tarea aperiódica es desconocido; c) El peor tiempo de ejecución de cada tarea aperiódica se considera conocido en su tiempo de arribo.

Dey, Kurose, Towsley (Dey J. K., Kurose J., Towsley D., 1993) introducen un modelo de planificación para Tareas en Tiempo Real llamado IRIS (Increasing Reward with Increasing Service). Este modelo asocia un valor de “recompensa” a cada instancia según el tiempo que se le conceda de ejecución. Entre mas tiempo se le conceda, más preciso es el cálculo. El valor de la “recompensa” está asociado a una función no decreciente y cóncava.

Lehoczky (Lehoczky J. P., 1996) propone la teoría de colas y su aplicación a la forma de atención de las tareas, se asume que el sistema tiene una cola de atención y basado en esto se le asignan prioridades a las tareas.

Mejía, Melheim, Mossé y Aydin (Mejía-Alvarez P., Melheim R., Mossé D., Aydin H., 2003) consideran a las tareas periódicas expulsivas ejecutándose en un procesador. Las tareas son independientes y no tienen restricciones de precedencia. La tarea τ_i llega en el tiempo a_i . El “tiempo de vida” de cada tarea τ_i consiste de un número fijo de instancias r_i , después de cada r_i instancias la tarea deja el sistema. El tiempo de inter-arribo entre dos instancias consecutivas τ_x y τ_y se define como:

$$l_{xy} = a_y - a_x. \quad (14)$$

Considera que el plazo d_i de la tarea τ_i es igual al periodo T_i de cada instancia y que el tiempo de cálculo C_i es el peor tiempo de cálculo. El tiempo de ejecución C_i consiste en una parte obligatoria de duración m_i y una parte opcional de duración p_i .

Lauzac, Malheim y Mossé (Lauzac S., Malheim R., Mossé D.) usan el modelo de Liu y Layland de tareas periódicas donde la tarea está representada con su periodo T y su tiempo de cálculo y asume que el plazo es igual al próximo tiempo de inter-arribo. Las tareas periódicas τ_i se caracterizan por un periodo T_i y un peor tiempo de cálculo C_i .

Adas (Adas A., 1997) presenta varios modelos de tráfico en redes de banda ancha, entre ellos se encuentra el modelo ARMA que es el utilizado para el desarrollo del modelo propuesto en esta tesis. El modelado de tráfico es importante debido a los distintos tipos de aplicaciones que están surgiendo con necesidad de Calidad de Servicio, Tiempo Real y Prioridad de Servicio entre ellos el Video con VBR (*Variable Bit Rate*).

Calandrino, Baumberger, Li, Hahn y Anderson (Calandrino, Baumberger, Li, Hahn y Anderson, 2007) tratan tareas en Tiempo Real no críticas es sistemas con diversas unidades de procesamiento. El modelo que se menciona en este artículo para las tareas, aparentemente sólo toma la frecuencia de arribo, menciona que el tiempo de ejecución se mejora comparado con el tiempo en espera de ser atendido y las restricciones temporales de las instancias no son tratadas.

Van, Dae, Myung y Myeong (Van Tan, Dae-Seung, Myung-Kuyn, Myeong-Jae, 2006) comentan que el protocolo 802.11 no fue hecho para soportar tráfico en Tiempo Real, sin embargo realizan un estudio y hacen adecuaciones para calcular el uso de red para las tareas en Tiempo Real. El modelo de las tareas en Tiempo Real que usan $\{T_{pd,i}, C_i, T_{d,i}\}$ se forma con un periodo $T_{pd,i}$, un tiempo de ejecución C_i y un plazo relativo $T_{d,i}$ que es usado por el algoritmo de planificación EDF, por tanto tenemos. El periodo de la tarea $T_{pd,i}$ se calcula con $T_{pd,i} = T_{u,i} + T_{d,i} + T_{sw}$, donde $T_{u,i}$ y $T_{d,i}$ son el plazo de cada tarea en Tiempo Real para transitar en la red u T_{sw} es el retardo del conmutador (*switch*).

Morales, Vasques, Portugal y Fonseca (Morales R.; Vasques F., Portugal P. Fonseca J. A., 2006) tratan el tráfico en Tiempo Real usando un medio de transporte físico común entre conexiones de tiempo-real y otras que no solicitan restricciones temporales. Los procesos con restricciones de Tiempo Real tienen tiempos de arribo caracterizados con un valor medio μ y una desviación estándar σ donde $\sigma/\mu \leq 1\%$. Se considera que la longitud de los mensajes de los procesos en Tiempo Real son constantes.

1.2 Propuesta del Modelo para Tiempos de Arribo de Tareas en Tiempo Real Concurrentes

Definición 1. (Tarea o Tarea en Tiempo Real) Una Tarea en Tiempo Real (TTR) es una entidad ejecutable de procesamiento que al menos se caracteriza por un tiempo de arribo, un tiempo de ejecución y una restricción temporal y se representa con J_i , (donde la i significa “tarea i -ésima”). Cada TTR está formada por un conjunto de instancias $j_{i,k}$, tal que $J_i = \{j_{i,k}\}$ con $i, n \in Z^+$ (donde la k significa la k -ésima instancia).

Definición 2. (Instancia) Una instancia j_k es una unidad de trabajo de una tarea J_i , queda definida con $j_{i,k} = (\pi_k, c_k, d_k)$ para $i, k \in Z^+$ donde π_k es el tiempo de arribo relativo o interarribo de cada instancia; “ c_k ” es el tiempo de ejecución de cada instancia y d_k es el plazo relativo de cada instancia.

Definición 3. (Tiempo de arribo absoluto de una TTR). El tiempo de arribo absoluto l_k de una instancia está definido como el tiempo en que la instancia pide atención al procesador en relación con el origen temporal de referencia. Tal arribo corresponde al índice k de la instancia $j_{i,k}$ correspondiente a la tarea J_i .

Definición 4. (Tiempo de arribo relativo o inter-arribo de una TTR). El tiempo de interarribo o tiempo de arribo relativo π_k de una TTR en su instancia con índice k está definido como el tiempo en que dicha instancia pide atención al procesador, tomando como referencia el tiempo de arribo inmediato anterior o, de otra forma de la instancia con índice $k-1$. En el caso de muestreo de variables, El tiempo de inter-arribo puede estar relacionado con el criterio de Nyquist (ver Nyquist H. (1928)).

Un Sistemas de Eventos Discretos (SED) (Passino K. M. y Burgess K. L., 1998) es un sistema dinámico que evoluciona en el tiempo con ocurrencias de eventos o posibles intervalos de tiempo irregulares. En este contexto, un sistema en Tiempo Real es un caso particular de un sistema de eventos discretos porque su comportamiento queda completamente representado como sigue:

Definición 5. (Tareas en Tiempo Real Concurrentes). Un Conjunto G de Tareas en Tiempo Real Concurrentes $\{G_i\}$, está definido por un sistema de eventos discretos tal que:

$$G = (X, \varepsilon, f_e, g, E_v) \tag{15}$$

Donde:

X : Es conjunto de valores de los tiempos de interarribo $\{\pi_{i,k}\}$, $\forall i, k \in Z^+$.

ε : Es el conjunto de TTR (Tareas en Tiempo Real) $\{J_i\}$, $\varepsilon = \{J_i\}$

f_e : Es la función de transición entre estados $f_e : \pi_k \rightarrow \pi_{k+1}$

g : Función que mapea de X a $P(X)-\{0\}$, $g : X \rightarrow P - \{0\}$, donde P representa el conjunto potencia.

E_v : Conjunto de trayectorias posibles desde $\pi_{i,j}$ hasta $\pi_{i,k+m}$ con $i, k, m \in Z^+$.

En el sistema quedan contenidas las características de cada una de las variables que intervienen en los TA de las TTR.

Lo anterior define el ambiente de las TTR y le da las características de un Sistema de Eventos Discretos. Ampliando las características de los elementos anteriormente mencionados se tiene:

X : $X \subset R^+ \cup \{0\}$, $k \in R^+$, es un conjunto acotado por ambos lados, $0 < x < \infty$, $\forall x \in X$. Los valores de X , deben contener todos los valores posibles de TI, en otras palabras, debe contener los subconjuntos X^1, X^2, \dots, X^n donde X^m , $\forall m \in Z^+$ representa el subconjunto de los valores probables de TI para la tarea “ m ”. Cada conjunto X^m , $\forall m \in Z^+$ queda definido por una tarea, de la cual va a representar todos sus los valores posibles en cuanto a TI.

\mathcal{E} : Es el conjunto de TTR (Tareas en Tiempo Real) $\{iJ\}$, $\mathcal{E} = \{iJ\}$, $\forall i \in Z^+$, $0 < i$,

Cada TTR iJ , $\forall i \in Z^+$, $0 < i$, tiene tres componentes que son un Tiempo de Interarribo, un Tiempo de Ejecución y un Plazo o sea: $iJ = \{(\pi_k, c_k, d_k)\}$, $\forall i, k \in Z^+$, $0 < i$.

f_e : Es la función de transición entre estados $f_e : \pi_k \rightarrow \pi_{k+1}$

El mapeo se hace con un modelo AR de primer orden y se comporta como un proceso markoviano. Para una sola TTR se puede representar por las ecuaciones

$$\begin{aligned} f_e : \pi_k &\rightarrow \pi_{k+1} \\ f_e : \Pi_k &\rightarrow \Pi_{k-1} \end{aligned} \tag{16}$$

donde π_k representa una sola tarea y Π_k representa múltiples tareas. Todos los valores que se obtengan deben estar contenidos en X y dado que son valores estocásticos estacionarios, deben estar representados por un valor medio (media aritmética) y máxima desviación con respecto a éste.

g : Función que mapea de X a $P(X)-\{0\}$,

$g : X \rightarrow P - \{0\}$, donde P representa el conjunto potencia,

E_v : Conjunto de trayectorias posibles desde $\pi_{i,j}$ hasta $\pi_{i,k+m}$ con $i, k, m \in Z^+$,

$E_v = \{\pi_i\}$, $i \in Z^+$,

E_a : Conjunto de trayectorias posibles de $\pi_{i,j} \rightarrow \pi_{i,k+m}$ (que se aplican al caso en específico) con $i, k, m \in Z^+$.

1.3 Análisis de Estabilidad

La estabilidad en este sistema de eventos discretos debe abordarse considerando que los valores que se producen específicamente por la función de transición deben ser acotados por un máximo y un mínimo o en el caso de representar los tiempos de arribo absolutos, tener alguna razón de aumento con significado válido. Por tanto el sistema se considera estable por el criterio de “estradas acotadas, salidas acotadas” (BIBO por sus siglas en inglés) y para conocerlas se deben conocer los valores máximos y mínimos para la función de transición, mismas que son los límites del conjunto X o las razones de cambio cada vez que se produzca un aumento en el valor (Ogata K., 1998).

Para un sistema cualquiera la estabilidad reside en la relación del comportamiento de las salidas con respecto a las entradas, lo que se conoce como función de transferencia (Ogata K., 1998). En el caso del Sistema de Eventos Discretos el conjunto X representa los valores posibles para las salidas del sistema y la función de transición nos da la forma en que van sucediendo. Dado que el conjunto X de valores posibles de salida es representativo del comportamiento de los tiempos de interarribo, estos deben manifestar el comportamiento de los tiempos de interarribo de tareas en Tiempo real de tipo periódica, aperiódica.

En los que coinciden varios autores es que los valores que se producen para los casos de TTR periódicas y aperiódicas están acotados, y en sus artículos proponen distintas funciones para representar su comportamiento, que en el modelo de Eventos Discretos representa la función de transición. Por lo anterior se puede decir que la estabilidad del modelo es un mapeo de los valores producidos por la función de transición al conjunto X de valores posibles.

La función de transición f_e es un mapeo

$$f_e : \pi_k \rightarrow \pi_{k+1} \quad (17)$$

Tal que se encuentren dentro de un conjunto acotado X de valores posibles.

$$\pi_k, \pi_{k+1} \in X, \forall k \in Z^+ \quad (18)$$

Y para los casos de tiempos de arribo absolutos,

$$\Delta l := f(\pi_k, \pi_{k+1}) \in X, \{\Delta l\} \subset X_{\text{int}} \quad (19)$$

Donde X_{int} representa los valores de la razón de cambio Δl entre arribos absolutos consecutivos.

Por lo tanto el sistema es estable siempre que todos de los valores $\pi_k, \pi_{k+1} \in X$ de la función de transición estén acotados dentro del conjunto X_{int} . Esto significa que la velocidad de cambio entre estados de f_e está acotada.

A continuación se tratarán dos criterios de estabilidad que se pueden aplicar a la función de transición (tiempos de interarribo) y posteriormente se abordará un tercer criterio relacionado con la noción de estabilidad para el caso específico de tiempos de arribo absolutos.

1.3.1 Estabilidad del Modelo para Tiempos de Arribo de Tareas en Tiempo Real Concurrentes en Sentido de Lyapunov

Un conjunto invariante cerrado $X_m \subset X$ de G es estable en el sentido de Lyapunov (Passino K. M. y Burgess K. L., 1998) con respecto a E_a si para cualquier $\varepsilon > 0$ es posible encontrar algún $\delta > 0$ tal que cuando $\rho(x_0, X_m) < \delta$ se tiene:

$$\rho(X(x_0, E_k, k), X_m) < \varepsilon \quad \forall E_k \quad (20)$$

Tal que

$$E_k^* E_a \in E_a(x_0), \quad k \geq 0 \quad (21)$$

Es una concatenación de trayectorias válidas, donde:

$X_i \subset X$ es el subconjunto de estados posibles para cada tarea J_i (valores posibles de los tiempos de interarribo $\pi_{i,k}, \forall i, k \in Z^+$), es estable en sentido de Lyapunov con respecto a E_a como conjunto de trayectorias permitidas, $E_k^* E_a$ representa una concatenación de cadenas.

$X(x_0, E_k, k)$ representa el estado final de la secuencia de eventos que comienza en x_0 y termina en E_k .

$$X = \{\pi_k\}, \quad k \in N^+, \quad \pi_k \in R^+ \quad (22)$$

$$X = \{\pi_k\} \text{ con } \pi_{\min} \leq \pi_k \leq \pi_{\max}, \forall k \in N \quad (23)$$

De lo anterior se tiene que la estabilidad de los interarribos $\pi_{i,k}, \forall i, k \in Z^+$ de TTR concurrentes $J_i, \forall i \in Z^+$ depende de la permanencia de todos y cada uno de los valores dentro del subconjunto $X_i \subseteq X$.

De la ecuación:

$$\rho(X(x_0, E_k, k), X_i) < \varepsilon \quad \forall E_k \quad (24)$$

Se interpreta que la estabilidad del sistema está ligada a una región acotada por la distancia máxima de la trayectoria $X(x_0, E_k, k)$ al conjunto X_i , siempre y cuando la distancia del primer valor de dicha cadena se encuentre en una región cercana al conjunto X_i y acotada por δ como se indica en $\rho(x_0, X_i) < \delta, \forall \delta \in R^+$.

Como ya se tiene definidos los máximos y los mínimos posibles en los tiempos de interarribo es posible establecer la desigualdad

$$\begin{aligned} |x_0 - \chi_i| &< |\pi_{i,\max} - \pi_{i,\min}|, \forall \chi_i \in X_i \\ |x_0 - \chi_i| &< \varepsilon \end{aligned} \tag{25}$$

Donde:

$|\pi_{\max} - \pi_{\min}| = \varepsilon$ es la máxima diferencia posible entre los tiempos de interarribo.

$|x_0 - \chi_i|$ es la diferencia entre el valor inicial de los tiempos de interarribo y el valor de cualquier instancia con índice “i”.

Por lo anterior, los tiempos de interarribo se consideran estables siempre que todos sus valores estén contenidos en un conjunto acotado X y con una desviación máxima de ε con respecto a un valor de referencia.

1.3.2 Estabilidad del Modelo para tiempos de arribo de tareas en Tiempo Real Concurrentes en un Sentido Amplio

Otro punto de vista de estabilidad se menciona en (Haykin S., 2002) como sigue:

En un sistema estocástico discreto estrictamente estacionario, la función de valor medio

$$\mu(n) = E[u(n)] \tag{26}$$

donde E denota el operador de esperanza estadística, la autocorrelación,

$$r(n, n-k) = E[u(n) * \overline{u(n-k)}], \quad k = 0, 1, 2, \dots, \tag{27}$$

donde $\overline{u(n-k)}$ es el complejo conjugado. La covarianza,

$$c(n, n-k) = E[(u(n) - \mu(n))(\overline{u(n-k) - \mu(n-k)})], \quad k = 0, 1, 2, \dots, \tag{28}$$

asumen formas simples. Por ejemplo el valor medio asume un valor constante, por lo que se puede escribir:

$$\mu(n) = \mu, \quad \forall n \tag{29}$$

También se encuentra que las funciones de autocorrelación y la covarianza dependen solamente de la observación en el momento n y en $n-k$, o sea dependen de la secuencia de intervalos desde k hasta n

$$r(n, n-k) = r(k), \tag{30}$$

$$c(n, n-k) = c(k) \tag{31}$$

Las ecuaciones anteriores no son suficientes para garantizar que el proceso es estrictamente estocástico, pero un proceso estocástico que es “no estrictamente estacionario” y que cumple estas condiciones se dice que es estacionario en un sentido amplio (wide-sense stationary) o estacionario de segundo orden. Un proceso estrictamente estacionario, es estacionario en sentido amplio (Doob L. J., 1953) si y solo si:

$$E[u(n)^2] < \infty, n \in Z^+ \tag{32}$$

La condición anterior se obtiene con $r(n, n - k) = E[u(n)\overline{u(n-k)}]$ cuando $k=0$, o sea

$$r(n, n) = E[u(n)\overline{u(n)}] = E[u(n)^2] \tag{33}$$

aplicándolo al caso del sistemas de eventos discretos antes mencionado, ya que los valores de todos los tiempos de interarribo están contenidos y acotados por valores conocidos, los valores de las esperanzas al menos están acotados por los valores máximos y mínimos de los tiempos de interarribo, que siempre son menores que infinito.

Estabilidad para los tiempos de arribo absolutos

Para los tiempos de arribo absolutos, el criterio de estabilidad cambia, ya que el tiempo de arribo absoluto va aumentando conforma se incrementa el valor de k , por lo que los límites de X no están acotados.

Para este caso el criterio de estabilidad se basa en la noción de que el incremento del valor del tiempo de arribo absoluto para la instancia k aumenta de forma acotada, en otras palabras:

$$\Delta l_k := l_k - l_{k-1}. \tag{34}$$

Dando como resultado a los tiempos de interarribo

$$\Delta l_k = l_k - l_{k-1}. \tag{35}$$

Y por tanto:

$$\pi_{\min} < \Delta l_k \leq \pi_{\max} \tag{36}$$

Lo anterior limita los incrementos de los tiempos de arribo absolutos Δl en el instante k a los valores contenidos en el conjunto X (tiempos de interarribo), los cuales sí tienen cotas y delimita los valores posibles de Δl_k dentro de un criterio de estabilidad. Esto implica que el conjunto X incluye los valores posibles de π_k y los valores posibles de l_k .

Los valores posibles para los tiempos de interarribo π_k se encuentran contenidos en un subconjunto de X :

$$\pi_k \in X_\pi, X_\pi \subset X, \forall k \in Z^+ \tag{37}$$

y

$$X_\pi \subseteq [\pi_{\min}, \pi_{\max}) \tag{38}$$

Por lo anterior podemos concluir que el sistema es estable siempre que se cumpla con que los valores producidos por la función de transición estén contenidos en el conjunto acotado de valores posibles de los tiempos de interarribo.

1.4 Ejemplos

a) Sea una Tarea en Tiempo Real J con $n \in Z^+$ instancias y una función de tiempos de arribo absolutos $l_k = l_{k-1} + \pi_k$ y $\pi_k = 2$ U.T. (Unidades Temporales); modelar la tarea como un evento discreto y obtener las gráficas correspondientes.

Solución

$l_k = l_{k-1} + \pi_k$ y $\pi_k = 2$ U.T. (Unidades Temporales) representa los tiempos de arribo absolutos para una tarea con comportamiento periódico, con periodo 2 U.T. El conjunto X se define como $X = \{l_k\}$, donde $l_k = k * 2, \forall k \in Z^+$.

$X = \{l_k\} \forall i, k \in Z^+, \varepsilon = \{J\}$ porque es una sola tarea, $f_e : l_{k-1} \rightarrow l_k, f_e = l_k \Rightarrow f_e = l_{k-1} + 2, g = \{l_k\} \rightarrow P(l_k) - \{0\}$

$$E_v = \{ l_1 \rightarrow l_2, l_2 \rightarrow l_3, l_{k-1} \rightarrow l_k, l_1 \rightarrow l_2, l_1 \rightarrow l_2 \rightarrow l_3, l_1 \rightarrow \dots \rightarrow l_n, \}$$

Análisis de estabilidad

Como las variaciones entre los tiempos de interarribo son:

$$\Delta l_k = l_k - l_{k-1} = 2 * k - 2 * (k - 1) \tag{39}$$

$$\Delta l_k = l_k - l_{k-1} = 2$$

El sistema se considera estable porque las variaciones están contenidas en un conjunto acotado.

Dando como resultado a los tiempos de interarribo:

$$\Delta l_k = \pi_k = l_k - l_{k-1} \tag{40}$$

Y por tanto:

$$\pi_k < \Delta l_k < \pi_k \tag{41}$$

Lo anterior limita los incrementos de los tiempos de arribo absolutos Δl en el instante k a los valores contenidos en el conjunto X (tiempos de interarribo), los cuales sí tienen cotas y delimita los valores posibles de Δl_k dentro de un criterio de estabilidad:

$$\pi_{\min} < \Delta l_k < \pi_{\max} \tag{42}$$

Lo anterior implica que el conjunto X incluye los valores posibles de π_k mas los valores posibles de l_k .

Los valores posibles para los tiempos de interarribo π_k se encuentran contenidos en un subconjunto de X :

$$\pi_k \in X_\pi, X_\pi \subset X, \forall k \in Z^+, \tag{43}$$

y

$$X_\pi = [\pi_{\min}, \pi_{\max}). \tag{44}$$

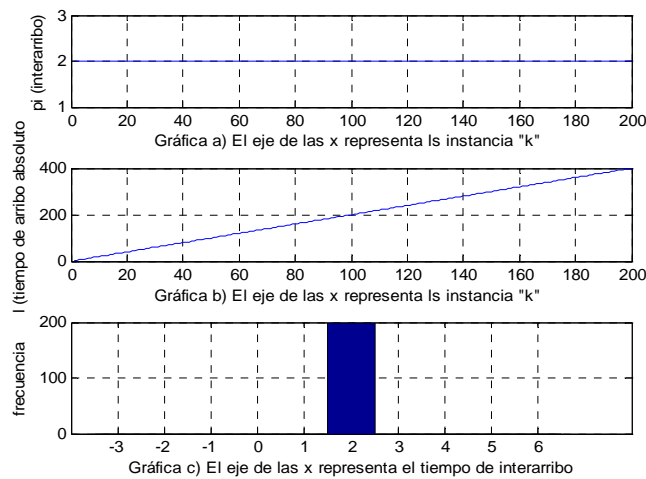


Fig. 1. Figura de tiempos de interarribo para $l_k = l_{k-1} + \pi_k$ y $\pi_k = 2$ U.T.

b) Sea una Tarea en Tiempo Real J con $n \in \mathbb{N}^+$ instancias y una función de tiempos de arribo absolutos $l_k = l_{k-1} + \pi_k$ y $\pi_k = 2$ U.T. (Unidades Temporales); modelar la tarea como un evento discreto y obtener las gráficas correspondientes.

Solución:

$l_k = l_{k-1} + \pi_k$ y $\pi_k = 2$ U.T. (Unidades Temporales) representa los tiempos de arribo absolutos para una tarea con comportamiento periódico, con periodo 2 U.T. El conjunto X se define como $X = \{l_k\}$, donde $l_k = l_{k-1} + 2$,

$$\forall k \in \mathbb{N}^+ \quad X = \{0, 2, \dots, l_n\}, \quad \forall l_n \text{ par}$$

$$X = \{l_k\} \quad \forall i, k \in \mathbb{N}^+, \quad \mathcal{E} = \{J\} \text{ porque es una sola tarea, } f_e: l_{k-1} \rightarrow l_k, \quad f_e = l_k \Rightarrow f_e = l_{k-1} + 2, \quad g = \{l_k\} \rightarrow P(l_k) - \{0\},$$

$$E_v = \{ l_1 \rightarrow l_2, l_2 \rightarrow l_3, l_{k-1} \rightarrow l_k, l_1 \rightarrow l_2, l_1 \rightarrow l_2 \rightarrow l_3, l_1 \rightarrow \dots \rightarrow l_n, \}$$

Análisis de estabilidad

Como las variaciones entre los tiempos de interarribo son:

$$\Delta l_k = l_k - l_{k-1} = (l_{k-1} + 2) - l_{k-1} \tag{45}$$

$$\Delta l_k = l_k - l_{k-1} = 2 \tag{46}$$

El sistema se considera estable porque las variaciones están contenidas en un conjunto acotado.

Dando como resultado

$$\Delta l_k = 2 \tag{47}$$

Y por tanto:

$$\Delta l_k = \pi_{k-1} \tag{48}$$

Lo anterior limita los incrementos de los tiempos de arribo absolutos Δl en el instante k a los valores contenidos en el conjunto X (tiempos de interarribo), los cuales sí tienen cotas y delimita los valores posibles de Δl_k dentro de un criterio de estabilidad:

$$\pi_{\min} < \Delta l_k \leq \pi_{\max} \tag{49}$$

$$\pi_{\min} < \pi_{k-1} \leq \pi_{\max}$$

Lo anterior implica que el conjunto X incluye los valores posibles de π_k mas los valores posibles de l_k .

Los valores posibles para los tiempos de interarribo π_k se encuentran contenidos en un subconjunto de X :

$$\pi_k \in X_\pi, \quad X_\pi \subset X, \quad \forall k \in \mathbb{Z}^+ \tag{50}$$

y

$$X_\pi \subseteq [\pi_{\min}, \pi_{\max}) \tag{51}$$

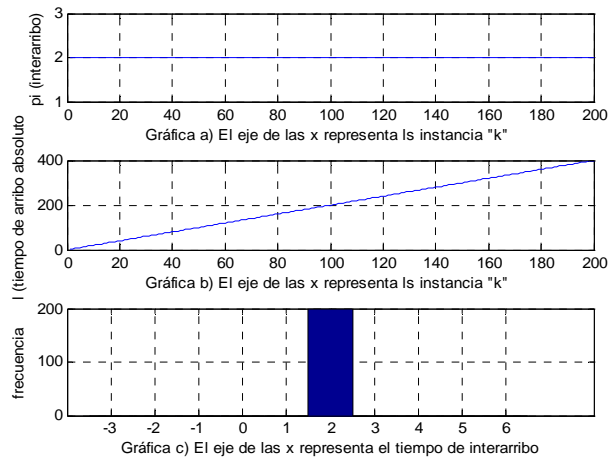


Fig. 2. Figura de tiempos de interarribo para $l_k = l_{k-1} + \pi_k$ y $\pi_k = 2$ U.T.

Conclusiones

En el presente documento se presentó un modelo matemático para representar tiempos de arribo de tareas en Tiempo real concurrentes. Primeramente se realizó una búsqueda bibliográfica para encontrar libros y artículos relacionados con el tema. Con base en varios autores se determinaron las características generales de los tiempos de arribo de distintas tareas en Tiempo real para ver los tipos de comportamiento que el modelo a proponer pudiese ser capaz de representar. Se dieron definiciones básicas para poder abordar el desarrollo del modelo y posteriormente se propuso el modelo de eventos discretos para tareas concurrentes en Tiempo real. Se mostró que el modelo tiene la capacidad de representación de un sistema con una sola tarea así como modelos multitareas y que lo importante es conocer las cotas máximas y mínimas posibles para los tiempos de interarribo para poder determinar la estabilidad del sistema. Se presentaron adicionalmente tres criterios de estabilidad del sistema de eventos discretos, dos para los tiempos de interarribo y uno para los tiempos de arribo absolutos.

Bibliografía

1. Adas A. (1997), *Traffic Models in Broadband Networks*.
2. Abdelzaher Tarek F. (2000), *A Schedulable Utilization Bound for Aperiodic Tasks*.
3. Aydin H., Melhem R., Mossé D. y Mejia-Alvarez P. (1999), *Optimal Reward-Based Scheduling for Periodic Real-Time Tasks*.
4. Balbastre-Betoret P. (2002), *Modelo De Tareas Para La Integración Del Control Y La Planificación En Sistemas De Tiempo Real*, tesis doctoral, Universidad Politécnica de Valencia.
5. Baruah S.K., Mok A. K. y Rosier L. E. (1990), *Preemptively Scheduling Hard-Real-Time Sporadic Tasks on One Processor*, Real-Time Systems Symposium, IEEE Computer Society Press.
6. Choi S. y Agrawala A. K. (1997), *Scheduling Aperiodic and Sporadic Tasks in Hard Real-Time Systems*.
7. Calandrino, Baumberger, Li, Hahn y Anderson (2007), *Soft Real-time scheduling on performance asymmetric multicore platforms*, Proceedings of the 13th IEEE Real Time and Embedded Technology and Applications Symposium.
8. Cervin A. y Eker J., *A Computational Model for Real-Time Control Tasks*. Department of Automatic Control, Lund Institute of Technology, Sweden.

9. **Dey J. K., Kurose J., Towsley D. (1993)**, *On-Line Processor Scheduling for class of IRIS (Increasing Reward with Increasing Service) Real-Time Tasks*. Computer Networks and Performance Evaluation Laboratory, Department of Computer Science, University of Massachusetts, Amherst.
10. **Doob L. J. (1953)**, *Stochastic Processes*, Willey, New York.
11. **Gardner M. K. y Liu J. W. S. (1999)**, *Performance of Algorithms for Scheduling Real-Time Systems with Overrun and Overload*.
12. **Guevara-López P. y Medel-Juárez J. J., Flores-Rueda A. (2002)**, *Modelo ARMA para caracterizar Tareas en Tiempo Real*.
13. **Haykin S. (2002)**, *Adaptive Filter Theory*, Prentice Hall Information and System science series.
14. **Jeffay K. (1992)**, *Scheduling Sporadic Tasks with Shared Resources in Hard-Real-Time Systems*.
15. **Jeffay K., Becker D. y Bennett D. (1994)**, *The Design, Implementation and Use of a Sporadic Tasking Model*.
16. **Jeffay K., Stanat D. F. y Martel C. U. (1991)**, *On Non-Preemptive Scheduling of Periodic and Sporadic Tasks*.
17. **Lehoczky J. P. (1996)**, *Real Time Queueing Theory*. IEEE.
18. **Liu C. y Layland J. (1973)**, *Scheduling Algorithms for multiprogramming in Hard Real-Time Environments*.
19. **Lauzac S., Malheim R., Mossé D., An Improved Rate Monotonic Admission and its Applications..**
20. **Mejía-Alvarez P., Melheim R., Mossé D., Aydin H. (2003)**, *An Incremental Server for Scheduling Overloaded Real-Time Systems*.
21. **Moraes R.; Vasques F. Portigal P. Fonseca J. A. (2006)**, *VTP-CSMA: A Virtual Token Passing Approach for Real-Time Communication in IEEE 802.11 Wireless Networks*.
22. **Mok A. K. y Chen D. (1997-1)**, *A General Model For Real-Time Tasks*. Technical Report , University of Software Vol. 23 No. 19.
23. **Mok A. K. y Chen D. (1997-2)**, *A Multiframe Model for Real Time Tasks*, IEEE Transactions.
24. **Nyquist H. (1928)**, *"Certain Topics in Telegraph Transmission Theory"*. AIEE Transactions, USA.
25. **Ogata K. (1998)**, *Sistemas de Control en Tiempo Discreto*, Segunda edición.
26. **Passino K. M. y Burgess K. L. (1998)**, *Stability Analysis of Discrete Event Systems*, John Wiley and Sons, Inc..
27. **Ramanathan P. y Kang D. (1994)**, *A Generalized Guarantee Model For Servicing Sporadic Tasks with Firm Deadlines*. Proceedings of the IEEE.
28. **Spuri M. y Buttazzo G. (1996)**, *Scheduling Aperiodic Tasks in Dynamic Priority Systems*. ITP An International Thomson Publishing Company.
29. **Thomadakis M. E. (1999)**, *The Mixed Task Scheduling Problem in Open Computing Systems*. presentation, Second Annual Workshop on Computer Science and Engineering Program , held at the Computer Science Department, Texas A&M University, College Station, TX 77843-3112, on April 8.
30. **Van Tan, Dae-Seung, Myung-Kuyn, Myeong-Jae (2006)**, *Hard and soft real time based on switched Ethernet*, The 1st International Forum on Strategic Technology, ISBN: 1-4244-0427-4.



Daniel Cruz Pérez. Es Doctor en Tecnología Avanzada (2007) del Centro de Investigación en Ciencia Aplicada y Tecnología Avanzada y Maestro en Ciencias de la Computación (2004) del Centro de Investigación en Computación, es ingeniero en Comunicaciones y Electrónica (1998) (Sistemas de Control) egresado de la Escuela Superior de Ingeniería Mecánica y Eléctrica, todos del Instituto Politécnico Nacional en México. Entre sus publicaciones destacan: un libro, tres artículos en revista con arbitraje estricto (CONACyT) y una decena de artículos en extenso presentados en congresos nacionales; además, ha sido profesor y cuenta con experiencia en el área de redes. Sus áreas de interés son: redes de datos, modelado de sistemas dinámicos y Sistemas en Tiempo Real.



José de Jesús Medel Juárez. Es Doctor (1998) y Maestro en Ciencias (1996) en Ingeniería Eléctrica (Control Automático) egresado del Centro de Investigación y Estudios Avanzados, es Ingeniero Aeronáutico (1994) egresado de la Escuela Superior de Ingeniería Mecánica y Eléctrica, todos del Instituto Politécnico Nacional en México, es Profesor Titular C del Centro de Investigación en Computación. Entre sus publicaciones destacan dos libros, veinte artículos en revistas con arbitraje estricto (ISI y/o CONACyT), cerca de ochenta artículos en extenso presentados en congresos nacionales e internacionales y diversas publicaciones de divulgación científica; además ha dirigido varias tesis de Doctorado y Maestría y ha dirigido proyectos de investigación. Cuenta con numerosos reconocimientos logrados gracias a su labor científica: SNI nivel I y miembro de la Academia Mexicana de Ciencias. Sus áreas de investigación son: Filtrado Digital, Teoría de Control y Sistemas en Tiempo Real.



Pedro Guevara López. Es Doctor (2004) y Maestro en Ciencias (1999) de la Computación (Sistemas de Control en Tiempo Real) egresado del Centro de Investigación en Computación, es Ingeniero Electricista (1997) (Sistemas Eléctricos de Potencia) egresado de la Escuela Superior de Ingeniería Mecánica y Eléctrica y Técnico Electricista (1992), todos del Instituto Politécnico Nacional en México. Es Profesor Titular C e Investigador Nacional Nivel I (SNI I). En sus publicaciones destacan dos libros, ocho artículos en revistas con arbitraje estricto (ISI y/o CONACyT), cerca de ochenta artículos en extenso presentados en congresos nacionales e internacionales, ha impartido cerca de 20 conferencias; además ha dirigido cinco tesis de Maestría y una de Doctorado y diversos programas y proyectos de investigación. Sus áreas de investigación son: Sistemas en Tiempo Real, Teoría de Control y Procesos Educativos.