

UTILIZANDO AUTÔMATOS COM TEMPORIZAÇÃO VARIÁVEL COMO REPRESENTAÇÃO DE SUPERVISORES TEMPORALMENTE ADAPTATIVOS

Eduard Montgomery Meira Costa¹

RESUMO - Este trabalho apresenta o autômato com temporização variável para construção de supervisores para sistemas a eventos discretos temporizados que se adaptam a variações nos tempos de vida dos eventos. O formalismo proposto assegura a construção de supervisores que se adaptam a mudanças nos tempos de vida dos eventos, garantindo ao sistema um maior tempo de vida de atividade nos seus recursos, embora haja perdas referentes ao tempo de processamento de tarefas. A especificação de comportamento exige um estudo detalhado do sistema para definir as funções de tempo de vida dos eventos e modelá-la por meio de um autômato com temporização variável. Todo o formalismo de síntese do supervisor temporalmente adaptativo é formalizado sobre as matrizes de incidência dos autômatos do sistema e da especificação de comportamento definida, utilizando operações da álgebra de dióides sobre as séries formais.

PALAVRAS-CHAVE: Autômatos Temporizados; Sistemas a Eventos Discretos; Controle Supervisório.

ABSTRACT - This paper utilizes the timing variable automaton for the supervisor synthesis of timed discrete event systems that one adapts to the event lifetime variations. The proposed formalism ensures the supervisor synthesis that one adapts to the changes in the event lifetimes, ensuring major activity lifetimes on their resources, although one had losses referring to the assignment processing time. The behavior specification requires a detailed study of the system, such that be feasible to define the event lifetime functions and model it by a timing variable automaton. All adaptive temporally supervisor synthesis formalism is formalized over the system and defined behavior specification models in automata incidence matrices utilizing operations of the dioid algebra applied to a formal series.

KEY-WORDS: Timed Automata; Discrete Event Systems; Supervisory Control.

Introdução

¹ Doutor em Engenharia Elétrica. Professor do Mestrado em Engenharia Elétrica da Universidade Federal da Bahia. Bolsista DCR/CNPq. E-mail: edmonty@ig.com.br

Sistemas a Eventos Discretos (SEDs) (RAMADGE; WONHAM, 1982) são sistemas cuja evolução dinâmica é descrita pela ocorrência de eventos que alteram o estado do sistema. Os SEDs estão presentes em várias aplicações do cotidiano como redes de computadores, sistemas de manufatura e supervisão de tráfego aéreo e ferroviário. Seu estudo requer a utilização de uma representação adequada que permita projetar um agente de controle automático, denominado de supervisor.

A formalização do problema de controle desses sistemas utilizando os autômatos e as linguagens formais (HOPCROFT; ULLMAN, 1979) é denominada de Teoria de Controle Supervisório (TCS) (RAMADGE; P.J.G.; WONHAM, 1989). Essa formulação teórica é uma forma elegante de solucionar o problema de controle dos SEDs, em que a partir do modelo e de uma especificação funcional (tarefa requerida à realização pelo sistema), sintetiza-se um supervisor que a realiza completa ou parcialmente. A TCS é aplicada para o tratamento do funcionamento lógico do SED, garantindo condições para construir supervisores onde é necessário determinar sua evolução, não definindo instantes de tempo exatos em que os eventos devem ocorrer, nem o tempo de realização de tarefas. Logo, não satisfaz condições para aplicações em tempo real.

A formalização para a síntese de supervisores de SEDs temporizados necessita de sua descrição através de um paradigma que relacione o tempo às ocorrências dos eventos. Várias alternativas são utilizadas para incluir uma representação temporal aos SEDs e determinar as condições específicas para seu controle. Dentre essas alternativas, encontra-se o autômato $(\max,+)$ (GAUBERT, 1995) e sua representação pelas matrizes de incidência em conjunto com a álgebra de dióides (COSTA ; LIMA, 2001-2002). A introdução de novos operadores nesta álgebra e a formalização dos operadores da TCS sobre os dióides permite reescrever o problema de controle de SEDs não temporizados (RAMADGE; WONHAM, 1989) e o problema de controle de SEDs temporizados (BRANDIN; WONHAM, 1994). Este último formalismo é utilizado para o caso em que todos os tempos de vida associados aos eventos são os mínimos tempos requeridos para suas habilitações (COSTA, 2001), os quais são definidos como eventos remotos em (BRANDIN; WONHAM, 1994), sendo aplicado a SEDs não temporizados e temporizados, determinísticos e com número finito de estados.

Em muitos casos, o SED temporizado apresenta variações nos tempos de vida dos eventos, os quais podem ser formulados através de funções temporais associadas às funções de transição. Esta condição implica na utilização do autômato com temporização variável (ATV) (COSTA, 2002) na modelagem do SED. Para este caso, o controle é formalizado de modo similar à (COSTA; LIMA, 2002), como visto em (COSTA, 2002(a)). Entretanto, na maioria dos casos, o modelo do sistema é construído sem considerar tais variações, embora elas aconteçam na prática. Dessa forma, um controlador para tais sistemas deve apresentar uma metodologia de adaptação temporal para as variações que sejam inerentes ao sistema. Em outros termos, o supervisor deve ser adaptativo com relação às variações dos tempos de vida dos eventos. Esta formulação de supervisor adaptativo à condições temporais é introduzido neste trabalho.

Conceitos

Os seguintes conceitos são de necessidade para o entendimento deste trabalho, desde que é a base matemática utilizada no tratamento desses sistemas utilizando o formalismo das matrizes de incidência e da álgebra de dióides (COSTA, 2001; COSTA, 2002(a)).

Álgebra de Dióides

A álgebra de dióides é uma estrutura algébrica que utiliza um formalismo não convencional, tendo como característica principal a idempotência. Suas operações apresentam um contexto amplo, dependendo da aplicação e das definições dadas aos seus operadores. Sua definição é apresentada a seguir.

Definição 1 *Um dióide é um conjunto D dotado de duas operações: \oplus (adição) e \otimes (multiplicação), que satisfaz os seguintes axiomas:*

Axioma 1: *Comutatividade de \oplus : $a \oplus b = b \oplus a$*

Axioma 2: *Associatividade de \oplus : $(a \oplus b) \oplus c = a \oplus (b \oplus c)$*

Axioma 3: *Associatividade de \otimes : $(a \otimes b) \otimes c = a \otimes (b \otimes c)$*

Axioma 4: *Distributividade de \otimes sobre \oplus :*

$$(a \oplus b) \otimes c = (a \otimes c) \oplus (b \otimes c)$$

$$c \otimes (a \oplus b) = (c \otimes a) \oplus (c \otimes b)$$

Axioma 5: *Elemento nulo em \oplus : $a \oplus \epsilon = a, \forall a \in D$ e algum $\epsilon \in D$*

Axioma 6: *Absorção pelo elemento nulo em \otimes : $a \otimes \epsilon = \epsilon$*

Axioma 7: *Elemento identidade em \otimes : $a \otimes e = a$*

Axioma 8: *Idempotência em \oplus : $a \oplus a = a$.*

Um dióide é dito ser comutativo se a operação \otimes é comutativa.

Quando se considera

$$D = R_{\max} = R \cup \{-\infty\},$$

tem-se que $\epsilon = -\infty, e = 0, \oplus$ é a operação usual max (máximo) e \otimes é a operação usual + (soma). Nesse caso, D é comutativo, e denomina-se a álgebra de álgebra (max,+), onde os elementos $\epsilon = -\infty, e = 0$ satisfazem:

$$\forall a \in R, a \oplus \epsilon = a \oplus (-\infty) = \max \{a, -\infty\} = a = \max \{-\infty, a\} = (-\infty) \otimes a = \epsilon \otimes a \quad (1)$$

e

$$\forall a \in R, a \otimes e = a + 0 = a = 0 + a = e \otimes a \quad (2)$$

Assim, para dois elementos quaisquer $a, b \in D$, com $D = R_{\max}$, tem-se, então, que

$$a \otimes b = a + b = b + a = b \otimes a \quad (3)$$

de onde se vê que $D = R_{\max}$ é um dióide comutativo.

No contexto da álgebra (max,+), o conjunto D pode ser definido sobre matrizes quadradas de dimensão n , isto é,

$$D = R_{\max}^{n \times n} \quad (4)$$

As propriedades do dióide (max,+) são igualmente satisfeitas, considerando que para duas matrizes $\mathbf{A}, \mathbf{B} = R_{\max}^{n \times n}$,

$$(\mathbf{A} \oplus \mathbf{B})_{ij} = \mathbf{A}_{ij} \oplus \mathbf{B}_{ij} \quad (5)$$

$$(\mathbf{A} \otimes \mathbf{B})_{ij} = \bigoplus_{k=1}^n (\mathbf{A}_{i,k} \otimes \mathbf{B}_{k,j}) \quad (6)$$

Autômatos com Temporização Variável

Um autômato temporizado inclui uma representação do tempo na sua estrutura de transição, em que um intervalo de tempo está relacionado com cada função de transição, denominado de *tempo de vida do evento*. O tempo de vida expressa o menor tempo para que o evento se torne habilitado. Dentre as estruturas de autômatos temporizados, encontra-se a formalização do autômato (max,+) (GAUBERT, 1995) que apresenta tempos de vida associados aos arcos, tempos de atrasos iniciais e atrasos finais, sendo estes tempos de vida, valores constantes. A estrutura deste autômato permite definir sua evolução dinâmica diretamente por meio da álgebra (max,+). Entretanto, os tempos de vida dos eventos são constantes, o que limita sua aplicação para alguns casos de modelagem de sistemas, como alguns sistemas não determinísticos ou infinitos (COSTA, 2002). Para solucionar este problema, um formalismo que permite a introdução de funções de tempos de vida de eventos é introduzido na estrutura do autômato (max,+). Esse autômato que apresenta em sua estrutura de transição tempos de vida variáveis definidos por funções dependentes dos últimos tempos decorridos na mudança de estado é denominado autômato com temporização variável (ATV), o qual é definido a seguir:

Definição 2 Um autômato finito **ATV** sobre um alfabeto Σ é uma sextupla

$$ATV = (Q; \Sigma; q_0; t_0; t_i; t_f)$$

em que:

- $Q = \{q_0, \dots, q_n\}$ é um conjunto finito de estados;
- $\Sigma = \{\sigma_1, \dots, \sigma_m\}$ é um alfabeto;
- q_0 é o estado inicial;
- $t_0 : q_0 \rightarrow \mathbb{R}_{\max}$ é a função de atraso inicial;
- $t_i : t_{i-1} \times Q \times \Sigma \times Q \rightarrow \mathbb{R}_{\max}$ é a função de tempo de transição dependente do último tempo decorrido e
- $t_f : t_{i-1} \times Q \rightarrow \mathbb{R}_{\max}$ é a função de atraso final dependente do último tempo decorrido.

Um **ATV** é representado graficamente por vértices formados pelo conjunto de estados Q e pelos arcos:

1. Internos, $q_j \xrightarrow{\sigma} q_{j+1}, \forall q_j, q_{j+1} \in Q$ e $\sigma \in \Sigma$ tais que $t_i \neq \epsilon$. O arco $q_j \xrightarrow{\sigma} q_{j+1}$, é valorado por

$$t_i = f(t_{i-1}) \tag{7}$$

tal que o tempo de transição t_i do arco que aponta de um estado q_a para o estado q_b é uma função f do tempo decorrido anteriormente t_{i-1} pela ocorrência de um determinado evento, e que levou o autômato do estado q_c para o estado q_a ;

2. O arco de entrada $\rightarrow q_0$, valorado por $t_0 \neq \epsilon$;
3. Os arcos de saída $q_j \rightarrow$, valorados por $t_j, \forall q_j \in Q$, tais que

$$t_j = f(t_{i-1}) \neq \epsilon \tag{8}$$

com t_j definido de forma igual à t_i .

Exemplo 1 Na Figura 1 é visto um exemplo de um **ATV**. Observe que cada arco tem uma função temporal que determina o tempo de vida do evento dependente do tempo decorrido anteriormente, seja este tempo o tempo de atraso inicial (no estado inicial), seja pelo tempo de vida do último evento ocorrido no **ATV**. As funções de tempo de transição são $f_1 = t^2 - t$ e $f_2 = t$, e o tempo de atraso final é definido pela função $t_f = \sqrt{t}$. Assim, decorrido o tempo de atraso inicial $t_0 = 3$, o evento α tem um tempo de vida dado por $f_1 = 3^2 - 3 = 6$. Com a ocorrência do evento α , o estado 2 é alcançado, e o tempo de vida do evento β é $f_2 = 6$. Com sua ocorrência, o estado inicial é novamente alcançado e o novo tempo de vida do evento α é dado por $f_1 = 6^2 - 6 = 30$, e assim por diante. Os tempos de atraso final para uma palavra ser reconhecida (quando o estado 2 é alcançado) são dependentes do tempo decorrido no evento α , isto é, ao ocorrer a primeira vez o evento α , $t_f = \sqrt{6}$. Na segunda vez que o evento α ocorre, $t_f = \sqrt{30}$ e assim por diante.

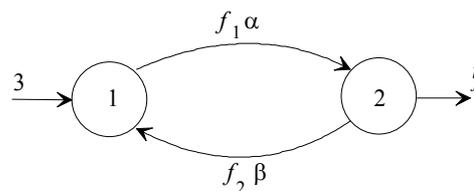


Figura 1: Exemplo de um ATV.

Observa-se que o autômato $(\max,+)$ é um caso restrito do ATV, em que se consideram todas as funções de tempos de vida dos eventos definidas como constantes. Também, que o reconhecimento de uma palavra se dá quando um estado marcado é atingido e o tempo de atraso final é transcorrido. Este reconhecimento pode ser descrito por meio das seqüências de eventos através dos datadores utilizando as séries formais (BERSTEL; REUTENAUER 1988; KLIMANN, 1999), ou através das linguagens da matriz de incidência, como visto em Costa e Lima, (2002) e Costa (2002(a)).

Matrizes de Incidência

Como o presente trabalho utiliza o formalismo de Costa, (2001) para sintetizar supervisores, a seguir é apresentada a definição da matriz de incidência dos ATV.

Definição 3 *Seja ATV um autômato com temporização variável. Define-se a matriz de incidência temporizada, denotada por \mathbf{A} , como*

$$\mathbf{A} = [a_{ij}]; a_{ij} = \begin{cases} f(t_{\sigma})\sigma \text{ se } \exists \sigma \text{ do estado } i \text{ para o estado } j; \\ \epsilon \text{ caso contrário.} \end{cases}$$

em que $f(t_{\sigma})$ é a função do tempo de vida do evento σ que leva o autômato do estado i para o estado j . Se mais de um evento é definido do estado i para o estado j , então

$$a_{ij} = \oplus_k f(t_{\sigma k})\sigma^k.$$

O estado inicial é definido como sendo o estado 1, representado pelo vetor linha

$$\theta(\mathbf{A}) = [t_0 \ \epsilon \ \dots \ \epsilon],$$

e os estados marcados são representados pelo vetor coluna

$$\phi(\mathbf{A}) = [f(t_{j1}) \ f(t_{j2}) \ \dots \ f(t_{jm})]^T.$$

Nessa representação, se um estado k não é marcado, $f(t_{jk}) = \epsilon$. A notação θ_j refere-se a j -ésima coluna do vetor θ , e ϕ_i refere-se a i -ésima linha do vetor ϕ .

Exemplo 2 *O ATV apresentado na Figura 2, tem sua matriz de incidência definida por*

$$\mathbf{A} = \begin{bmatrix} \epsilon & (t^2-t)\alpha & \epsilon \\ (1+2t)\beta & \epsilon & (3t)\alpha \\ \epsilon & 4\beta & \epsilon \end{bmatrix}$$

$$\theta(\mathbf{A}) = [2 \quad \epsilon \quad \epsilon], \quad \phi(\mathbf{A}) = \begin{bmatrix} 5-2/t \\ \epsilon \\ \epsilon \end{bmatrix}$$

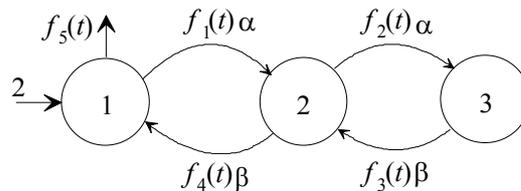


Figura 2: Autômato com Temporização Variável

Deve-se observar que a estruturação das linguagens, definições de acessibilidade e coacessibilidade e composição síncrona de matrizes seguem o mesmo formalismo de (COSTA, 2001), como pode ser visto em (COSTA, 2002(b)).

Formulação de Síntese do Supervisor

Para ser iniciada a discussão sobre a construção de um supervisor temporalmente adaptativo, é de importância básica contextualizar o trabalho.

Quando um SED temporizado é modelado por um autômato (max,+), considera-se que os tempos de habilitação/ocorrência dos eventos têm um valor mínimo, denominado de tempo de vida do evento. Neste caso, os SEDs temporizados modelados por este paradigma apresentam um valor constante para habilitação/ocorrência dos eventos, os quais podem ser maiores, devido à estes valores serem limites inferiores. Entretanto, em nenhuma especificidade, este tempo pode ser menor para alguma execução do autômato. Por outro lado, um supervisor para um SED temporizado modelado por um autômato (max,+) também mantém as condições únicas de só poderem atrasar a execução de eventos, aumentando seus tempos de vida para uma determinada execução. Considerando que em alguns SEDs temporizados seja necessário modificar os tempos de vida dos eventos para cada execução do autômato, embora seja mantida a mesma especificação lógica, tornam-se necessárias a definição de novas especificações de

comportamento (com os tempos de vida diferentes) e gerar um novo supervisor para cada uma delas. Em outros termos, é uma tarefa inviável se estas modificações são constantemente repetidas para cada pequena tarefa realizada. Por exemplo, ligar e desligar uma máquina, considerando que cada vez que se desliga, é necessário ter um tempo maior para religá-la e o tempo para desligar é menor. Tal situação pode ser formulada em termos de funções nos arcos que definam os novos tempos de vida para cada execução, e, dessa forma, o sistema pode ser representado por um ATV.

Sendo assim, define-se um supervisor temporalmente adaptativo como a seguir:

Definição 4 Um supervisor temporalmente adaptativo \mathbf{S} para um SED temporizado G com linguagem $L(G)$, é um supervisor cuja dinâmica é descrita por uma linguagem temporizada $L(\mathbf{S})$, tal que,

$$\forall s \in \Sigma^* \mid t_{s'} \in L(G), \text{ se } \exists t_{s'}, t_{s''}, \dots \in L(\mathbf{S}) \Rightarrow t_{s'} \geq t_s, t_{s''} \geq t_s, \dots \quad (9)$$

em que t_s é o tempo de vida da palavra s em $L(G)$, e $t_{s'} \neq t_{s''} \neq \dots$ são os tempos de vida da palavra s em $L(\mathbf{S})$, e $\forall t_{s'} \in L(G) \mid t_{s'} = t_{\sigma^1} \sigma^1 \dots t_{\sigma^n} \sigma^n$, com $t_{s'} = \bigoplus_{i=1}^n t_{\sigma^i}$, se $\exists t_{s'}, t_{s''}, \dots \in L(\mathbf{S})$, então:

$$t_{s'} = \bigoplus_{i=1}^n t_{\sigma^i}^i, \text{ com } t_{\sigma^i}^i \geq t_{\sigma^i} \quad (10)$$

$$t_{s''} = \bigoplus_{i=1}^n t_{\sigma^i}^{i''}, \text{ com } t_{\sigma^i}^{i''} \geq t_{\sigma^i}, \dots \quad (11)$$

em que t_{σ^i} é o tempo de vida do evento σ da palavra s em $L(G)$, e $t_{\sigma^i} \neq t_{\sigma^i}'' \neq \dots$ são os tempos de vida dos eventos σ da palavra s em $L(\mathbf{S})$.

De acordo com essa definição, o supervisor temporalmente adaptativo pode conter algumas das seqüências de eventos do SED temporizado. Entretanto, todas estas seqüências têm seus tempos de vida maiores ou iguais ao respectivo tempo de vida da palavra s do SED temporizado. Em outros termos, para cada seqüência de eventos do SED temporizado, o supervisor pode gerar a mesma seqüência com diferentes tempos de execução (sempre maiores que o tempo de vida original dos eventos do SED).

Naturalmente, a representação de um supervisor temporalmente adaptativo pode ser feita por um autômato $(\max,+)$. Contudo, esta representação pode se tornar com um número infinito de estados, dependendo da linguagem temporizada a ser gerada. Dessa forma, este problema pode ser evitado utilizando a formalização do ATV para especificar o comportamento do sistema e, conseqüentemente, sintetizar o supervisor.

A formalização para a construção do supervisor temporalmente adaptativo para um SED temporizado segue a mesma formulação de (COSTA, 2002(a); COSTA, 2002(b)), para supervisão do SED temporizado modelado por um ATV. Assim, dado um modelo de um SED temporizado, como normalmente é definido, ou seja, sem variações temporais nos tempos de vida dos eventos (modelo em autômato $(\max,+)$), a especificação da tarefa a ser realizada deve descrever com clareza o comportamento do sistema a ser controlado, considerando as variações temporais a serem respeitadas em sua execução. Ou seja, deve-se construir as funções temporais dos eventos de forma que satisfaçam os requisitos do comportamento desejado.

Definida a especificação de comportamento, a síntese do supervisor prevê as condições para evitar bloqueios e situações não desejadas na execução do sistema, inclusive avaliando as condições para que a linguagem supervisionada $L(S/G)$ não defina que tempos de vida de eventos sejam reduzidos para aquém do tempo de vida do modelo do SED temporizado, como pode ser visto em (COSTA, 2002(a); COSTA, 2002(b)). Considerando esta formulação, tem-se a seguinte proposição:

Proposição 1 Dado um SED temporizado modelado por um autômato $(\max,+)$ e uma especificação de comportamento definida por um ATV, um supervisor S que seja adaptativo em relação aos tempos de vida dos eventos do SED temporizado pode ser sintetizado.

Demonstração: *Obviamente, pelas condições apresentadas no Lema 22, Corolário 23 e Teorema 26 de (Costa, 2002(a)), garante-se a construção de um supervisor para o SED temporizado. Por outro lado, considerando que estas condições são satisfeitas, então também as condições (9), (10) e (11) da Definição 4 são satisfeitas, o que garante que um supervisor sintetizado é temporalmente adaptativo.*

A síntese do supervisor temporalmente adaptativo segue a mesma formulação do algoritmo de síntese apresentado em (COSTA, 2002(a); COSTA, 2002(b)), utilizando o modelo comumente definido com tempos de vida constantes.

Se para um SED temporizado modelado por um autômato (max,+) e uma especificação de comportamento definida um supervisor é factível, este é garantido ser temporalmente adaptativo de acordo com a Proposição 1. Neste caso, desde que a especificação de comportamento é definida ou transformada em uma submatriz da matriz do modelo do SED temporizado, o supervisor será também uma submatriz do modelo, e garante que o sistema supervisionado varie os tempos de vida dos eventos em qualquer execução.

Exemplo

Considere um sistema que tem uma furadeira e um grande número de peças a serem perfuradas, como visto na Figura 3.

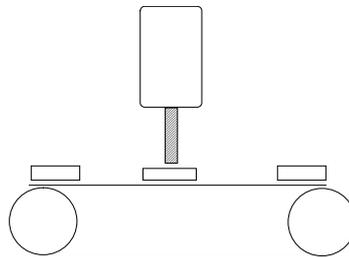


Figura 3: Um pequeno sistema com uma furadeira e uma esteira.

Para uma peça ser perfurada, é necessário que a peça espere duas unidades de tempo. Quando uma peça é perfurada (evento α), o sistema retorna ao estado inicial (evento β), gastando uma unidade de tempo e podendo iniciar uma nova perfuração de peça, ou finalizar o trabalho (o que gasta mais duas unidades de tempo). Para cada peça perfurada, a temperatura da broca da furadeira é elevada de 11 °C. Com a entrada de uma nova peça na fila de espera para ser perfurada, devido a este tempo de espera, esta temperatura se reduz de 1 °C.

Sempre que a broca da furadeira atinge uma temperatura superior a 100 °C, ela pode quebrar e tem de ser levada para ser trocada, o que gasta duas unidades de tempo (evento κ). Após a broca da furadeira ser trocada o sistema retorna ao estado inicial

(evento η), gastando mais uma unidade de tempo. Como geralmente é construído o modelo em termos de um autômato (max,+), não são consideradas estas condições de variação de temperatura, e o modelo é definido como apresentado na Figura 4.

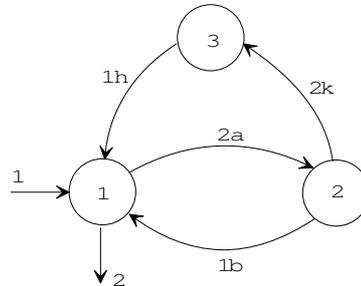


Figura 4: Modelo do sistema da furadeira.

Este modelo tem a seguinte representação matricial:

$$\mathbf{A} = \begin{bmatrix} \epsilon & 2\alpha & \epsilon \\ 1\beta & \epsilon & 2\kappa \\ 1\eta & \epsilon & \epsilon \end{bmatrix}$$

$$\theta(\mathbf{A}) = [1 \ \epsilon \ \epsilon]$$

$$\phi(\mathbf{A}) = \begin{bmatrix} 2 \\ \epsilon \\ \epsilon \end{bmatrix}$$

Neste modelo, deve-se observar que a temperatura que leva a broca a ter fragilidade para rompimento (100 °C) é alcançada quando são perfuradas 9 peças. Considerando agora, que se tem acesso às informações citadas e que a temperatura inicial da broca da furadeira é 10 °C, é necessário definir uma especificação de comportamento que garanta que a broca da furadeira tenha um tempo de vida superior para perfurar mais peças sem que haja sua quebra por atingir a temperatura de rompimento (acima dos 100 °C). Desse modo, descreve-se o comportamento desejado de acordo com a seguinte matriz de incidência:

$$\mathbf{E} = \begin{bmatrix} \epsilon & f_1\alpha & \epsilon \\ f_2\beta & \epsilon & f_3\kappa \\ f_4\eta & \epsilon & \epsilon \end{bmatrix}$$

$$\theta(\mathbf{E}) = [1 \ \epsilon \ \epsilon]$$

$$\phi(\mathbf{E}) = \begin{bmatrix} 2 \\ \epsilon \\ \epsilon \end{bmatrix}$$

cujo ATV é visto na Figura 5.

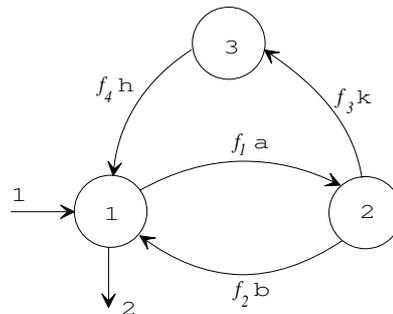


Figura 5: Especificação de comportamento para o sistema da furadeira.

Nesta especificação de comportamento as funções de tempo de vida dos eventos são dadas por:

$$f_1 = t + 2;$$

$$f_2 = t;$$

$$f_3 = 3t;$$

$$f_4 = 1.$$

Essas funções garantem que, para uma peça ser perfurada, as seguintes condições sejam satisfeitas:

1. Deve haver um tempo de espera sempre maior, de forma a garantir uma queda na temperatura da broca da furadeira;
2. O retorno ao estado inicial também ajude a garantir esta queda e
3. Uma peça quebrada gaste um tempo três vezes maior que o último passado, de forma a esfriar a peça antes de ser trocada.

O tempo de retorno às atividades é o mesmo valor constante 1, desde que com uma nova broca, o sistema reinicia seu processamento normal. Para este caso, deve-se observar que as funções são sempre maiores que os valores dos tempos de vida dos eventos originais do modelo. Assim, o supervisor sintetizado tem exatamente a mesma estrutura da especificação de comportamento dada e garante que o sistema se adapte

temporalmente para que a temperatura não se eleve a ponto de atingir a temperatura de rompimento (100 °C). Também, deve-se ver que para este supervisor, os valores dos tempos de vida dos eventos α e β , bem como as temperaturas iniciais T_i (antes de iniciar a perfuração) e finais T_f (após a perfuração) da broca a cada perfuração são dadas de acordo com a seguinte tabela:

α	β	T_i	T_f
2s	2s	10°C	21°C
4s	4s	19°C	30°C
6s	6s	26,6°C	37,6°C
8s	8s	33,2°C	44,2°C
10s	10s	38,2°C	49,2°C
12s	12s	42,2°C	53,2°C
14s	14s	45,6°C	55,6°C
16s	16s	45,6°C	56,6°C
18s	18s	45,4°C	56,4°C
		⋮	

Nesta tabela, também se observa que após atingir 16 segundos de tempo para retorno ao estado inicial, a temperatura da broca tende a cair cada vez mais. Dessa forma, para não haver um atraso crescente inutilmente, a função f_2 pode ser definida por

$$f_2 = \begin{cases} t, & \text{se } f_1 \leq 16; \\ 16, & \text{caso contrário.} \end{cases}$$

o que garante da mesma maneira um supervisor temporalmente adaptativo e estável para o sistema, e que aumenta o tempo de vida da broca da furadeira, permitindo utilizá-la para o processamento de mais peças (embora o tempo gasto para o processamento da mesma quantidade de peças seja ampliado).

Conclusões

Esse artigo introduz o conceito de supervisor temporalmente adaptativo, utilizando o autômato com temporização variável (COSTA, 2002) na definição da especificação de comportamento e síntese do supervisor de sistemas a eventos discretos temporizados. A formalização de síntese do supervisor temporalmente adaptativo é

baseada no procedimento algorítmico de síntese do supervisor para SEDs temporizados de (COSTA, 2001; COSTA; LIMA, 2002; COSTA, 2002(a); COSTA, 2002(b)). As condições para a síntese do supervisor temporalmente adaptativo são garantidas pela Proposição 1.

Com a definição do supervisor temporalmente adaptativo, sistemas que utilizam recursos que sofrem avarias devido a situações de desgastes, elevação de temperatura, entre outras, elevam seu tempo de vida e de utilização no processamento de tarefas, o que reduz custos, embora aumentem o tempo de processamento em determinadas atividades.

Assim, este artigo mostra que os ATVs são de grande importância na síntese de supervisores de SEDs temporizados, em que o exemplo apresentado demonstra a validade deste formalismo e onde se pode ver que os recursos do sistema têm uma ampliação em seus tempos de atividades devido a um breve estudo feito sobre o mesmo.

Referências

BERSTEL, J.; REUTENAUER, C. **Rational series and their languages**. Springer, 1988.

BRANDIN, B. A.; WONHAM, W. M. **Supervisory control of timed discrete-event systems**. IEEE Transactions on Automatic Control, 1994. p.329–342

COSTA, E.M.M. Autômatos com temporização variável: um novo formalismo para representação de sistemas temporizados. **Revista Ciência de Engenharia da Universidade Federal de Uberlândia**, dez. 2002.

COSTA, E.M.M; LIMA, A.M.N. Síntese de supervisores de sistemas a eventos discretos temporizados. In: SIMPÓSIO BRASILEIRO DE AUTOMAÇÃO INTELIGENTE, 5. 2001, Natal. **Anais...** Natal:2001.

COSTA, E.M.M. e LIMA, A.M.N. Utilizando dióides na síntese do controlador de sistemas a eventos discretos temporizados. In: CONGRESSO BRASILEIRO DE AUTOMÁTICA, 14. 2002, Natal. **Anais...**Natal: 2002.

COSTA, E.M.M. **Síntese de supervisores de sistemas a eventos discretos temporizados e não temporizados**. 2001. Tese (Doutorado em Engenharia Elétrica). Universidade Federal da Paraíba, Campina Grande..

COSTA, E.M.M. Síntese de supervisores de sistemas a eventos discretos temporizados utilizando autômatos com temporização variável. In: CONGRESSO BRASILEIRO DE AUTOMÁTICA, 14. 2002, Natal. **Anais...** Natal: 2002 . p. 08

COSTA, E.M.M. **Síntese de supervisores de sistemas a eventos discretos temporizados**. Relatório Parcial – Bolsa DCR. Departamento de Engenharia Elétrica, Escola Politécnica, Universidade Federal da Bahia, ago. 2002 (b).

GAUBERT, S. **Performance evaluation of (max,+) automata**. IEEE Transactions on Automatic Control, dez. 1995.

HOPCROFT, J.E. and Ullman, J.D. **Introduction to automata theory, languages and Computation**. Addison-Wesley, 1979.

KLIMANN, I. **Langages, séries et contrôle de trajectoires**. PhD thesis, l'Université Denis Diderot - Paris 7, Juin 1999.

RAMADGE, P.J.G.; WONHAM, W. M. **Supervision of discrete event processes**. Proceedings of 21st Conference on Decision and Control, 1982. p. 1228–1229.

RAMADGE, P.J.G.; WONHAM, W. M. **The control of discrete event systems**. Proceedings of the IEEE, 1989. p.81-98.