DETECÇÃO E CORREÇÃO DE SITUAÇÕES DE *DEADLOCK* NAS REDES DE PETRI

Luciane de Fátima Silva[1]
Geycy Dyany de Oliveira Lima [2]

RESUMO: Em sistemas que compartilham recursos entre processos concorrentes podem ocorrer situações indesejáveis, tais como situações de *deadlock*. As redes de Petri, por ser um modelo formal e matemático, possibilitam a análise do sistema modelado de forma a encontrar os *deadlock*. Para que não haja comprometimento do desempenho esperado do sistema, o modelo do sistema deve ser analisado e os *deadlock* encontrados devem ser corrigidos. As situações de *deadlock* em redes de Petri estão relacionadas à existência de sifões que se esvaziam e controlar estes sifões é uma condição necessária para impedir que o sistema alcance as situações de *deadlock*. Para isto, propõe-se inserir um lugar adicional que controle o sifão, impedindo-o de ficar vazio. Este artigo apresenta as principais técnicas para detecção e correção de situações de *deadlock* em redes de Petri.

PALAVRAS-CHAVE: *Deadlock*, Redes de Petri, Sifão, Trap, Controle Supervisório.

ABSTRACT: In systems that share resources among competing processes can occur unpleasant situation such as *deadlock*. The Petri nets, as a forma model and mathematical, enables analysis the system modeled to find the *deadlock*. To avoid compromising the expected performance of the system, the system model should be analyzed and the *deadlock* found must be fixed. The situation of *deadlock* in Petri nets are related to the existence of the empty siphons and control these siphons is a necessary condition to prevent the system from reaching the *deadlock* situations. For this, it is proposed to insert an additional place to control the siphon, preventing it from becoming empty. This paper presents the main techniques for detection and avoidance *deadlock* situations on Petri nets.

KEY-WORDS: *Deadlock*, Petri Nets, Siphon, Trap, Supervisory Control.

1. Introdução

[1] Graduada em Ciência da Computação (2011) e Mestre em Ciência da Computação (2014) pela Universidade Federal de Uberlândia – luciane@gmail.com
[2] Graduada em Engenharia de Telecomunicações pela Faculdade de Ciência e Tecnologia de Montes Claros (2009) e Mestre em Ciência da Computação pela Universidade Federal de Uberlândia (2014) – dyanylima@gmail.com.

A partir da década de 60, pesquisadores desenvolveram ideias que vieram a compor o campo de conhecimento conhecido como Análise de Sistemas. A análise de Sistemas é adotada para caracterização e solução de problemas complexos, envolvendo processos que interagem entre si, suas interfaces com seu meio-ambiente e o tipo de controle interno desses processos (Prata, 2007). Já na década de 70, grandes avanços foram conquistados na produção de software. Porém, vários outros problemas surgiram, tais como o aumento vertiginoso da complexidade dos sistemas, tornando mais crítico o gerenciamento do processo de desenvolvimento (Bacalá, 2003).

Com as evoluções tornou-se necessário a utilização de métodos capazes, dentre outras coisas, de verificar formalmente certas propriedades, tais como mostrar que um sistema está livre de situações que influenciem no bom comportamento do sistema. Em Sistemas em Tempo Real, um sistema computacional no qual o funcionamento correto do sistema depende do resultado produzido e do tempo, geralmente pequeno, o paralelismo de operações requer uma atenção considerável ao compartilhar recursos.

O intenso compartilhamento de recursos entre processos concorrentes pode levar o sistema a um estado extremamente indesejável denominado *deadlock*. O estado de deadlock é caracterizado quando o fluxo dos processos são permanentemente impedidos devido à falta de informações, materiais e/ou recursos (Coffmanm 1971), (Banaszak e Krogg, 1990), (Nakamoto et. al., 2007), (Santos Filho, 2000), (Viswanadham et. al., 1990).

Dentre as técnicas formais para modelar e analisar estes sistemas tem-se as Redes de Petri (Petri, 1962), (Murata, 1989). As redes de Petri são uma ferramenta gráfica e matemática de modelagem que pode ser aplicada em diversos tipos de sistemas, apresentando um bom nível de abstração em comparação a outros modelos gráficos. Destaca-se seu uso especial na modelagem de sistemas síncronos e com alto índice de concorrência e paralelismo.

Todo o formalismo matemático das redes de Petri possibilita a análise precisa do modelo e verificações de propriedades inerentes aos sistemas modelados, como a existência ou não de situações de *deadlock*.

Para que o desempenho do sistema não seja comprometido, situações de *deadlock* devem ser resolvidas ou evitadas. A proposta deste artigo é apresentar como situações de *deadlock* ocorrem em sistemas modelados com redes de Petri e também, apresentar, as principais abordagens para detecção e correção destas situações.

De acordo com (Abdallah, 1996), (Chu e Xie, 1997), (Iordache, 2003) e (Tricas e Marinez, 1995) as situações de *deadlock* nas redes de Petri estão relacionadas à existência de sifões (Moody et al., 1995) que ao ficarem livres de fichas impedem o disparo das transições levando o sistema a um estado de travamento. Controlar estes sifões é uma condição necessária para impedir que os sistemas alcancem estados que estejam em situações de *deadlock*. Para que os sifões sejam controlados, propõe-se alterar o modelo acrescentando um lugar adicional para controlar a quantidade de fichas dentro do sifão e impedir que o mesmo se esvazie.

Este artigo está organizado da seguinte forma: na seção dois deste é apresentado definições e principais propriedades das redes de Petri que serão utilizadas por todo artigo. Na seção três é abordada a ocorrência de situações de *deadlock* nas redes de Petri, destacando abordagens para detecção dos sifões que levam a esta situações. E na seção quatro são apresentadas as principais abordagens para correção e controle destas situações.

2. Redes de Petri

As redes de Petri originaram-se na tese de Carl Adam Petri, apresentada em 1962 à Universidade de Darmstadt, intitulada “Comunicação de Autômatos”. A partir deste trabalho foram desenvolvidas as teorias das Redes de Petri entre 1968 e 1976 por Anatol W. Holt com ajuda dos pesquisadores do MIT (Massachussetts Institute of Tecnology) (Cardoso e Valette, 1997).

A rede de Petri é considerada uma ferramenta gráfica e um modelo formal abstrato que pode ser utilizada para a modelagem, análise e controle de diversos sistemas a eventos discretos comportando atividades paralelas, concorrentes e assíncronas.

Graficamente, uma rede de Petri é constituída por um grafo com quatro tipos de objetos: lugares, transições, arcos direcionados que conectam lugares a transições e transições a lugares, e as fichas também conhecidas como marcas que definem a marcação da rede, ou seja, o estado da rede naquele instante. Normalmente os lugares são representados por círculos, enquanto as transições são representadas por barras ou retângulos.

A mudança de um estado para outro corresponde à evolução das marcações, e é consequência direta do disparo de um conjunto de transições. Para que uma transição seja disparada é necessário que cada lugar de entrada da transição possua pelo menos uma ficha, e quando isto acontece, dizemos que a transição está sensibilizada. Então, o disparo consiste em retirar uma ficha de cada lugar ade entrada da transição e colocar uma ficha em cada lugar de saída da transição.

As definições das redes de Petri e suas boas propriedades são apresentadas em (Petri, 1962), (Murata, 1989) e (Cardoso e Valette, 1997).

Definição 1. (Rede de Petri Clássica): Uma rede de Petri Clássica é uma quádrupla (P, T, Pre, Pos) onde:

- P é um conjunto finito de lugares;
- T é um conjunto finito de transições;
- Pre é uma relação que define os arcos que ligam os lugares as transições.
- Pos é uma relação que define os arcos que ligam as transições aos lugares.

Um lugar p é chamado de lugar de entrada se, e somente se, existe um arco direcionado de p para uma transição t. Um lugar p é chamado de lugar de saída se, e somente se, existe um arco direcionado de uma transição t para um lugar p.

Definição 2. (Rede de Petri Marcada): Uma rede de Petri marcada é uma dupla (R,M) onde:

- R é uma rede de Petri;
- M é a marcação inicial dada pela aplicação M: $P \rightarrow N$;

M(p) é o número de fichas contidas no lugar p. A marcação M é a distribuição das fichas nos lugares, sendo representada por um vetor coluna cuja dimensão é o número de lugares e elementos M(p).

Um exemplo de rede de Petri marcada é apresentado na Figura 1.

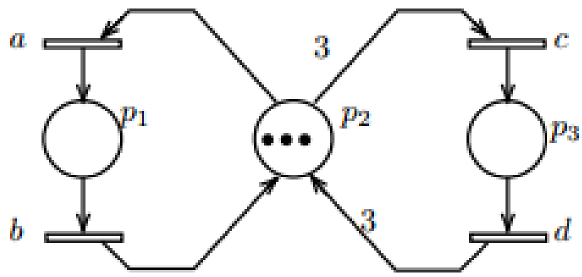

Figura 1: Rede de Petri (Cardoso e Valette, 1997)

Na rede de Petri da Figura 1 o conjunto de lugares P = {p1,p2,p3}, o conjunto de transições T = {a,b,c,d} e a marcação inicial da rede é representada pelo vetor $M^T{}_0$ = [0 3 0].

2.1. Propriedades das redes de Petri

As propriedades das redes de Petri que dependem da marcação inicial são chamadas de boas propriedades (Cardoso e Valette, 1997). Estas boas propriedades são:

- **Alcançabilidade**: É a base fundamental para o estuda das propriedades dinâmicas de qualquer sistema. Uma marcação M_n é dita alcançável pela marcação inicial M_0, se existir uma sequência de disparo de transições que, aplicada à rede a partir de M_0, possibilita atingir a marcação M_n. Essa propriedade garante que certos estados ou operações sempre serão alcançados ou realizados.
- **Limitabilidade**: Uma rede é limitada ou k-limitada, se o número de fichas em cada lugar não excede o número finito k para qualquer marcação inalcançável a partir da marcação inicial. Quando a rede de Petri é 1-limitada é chamada de binária.
- **Vivacidade**: Uma rede é considerada viva se qualquer transição t da rede é disparável, não importando a sequência de disparos seguida para disparar t. Esta propriedade garante que o sistema é livre de *deadlock*.
- **Reiniciabilidade**: Uma rede é reiniciável se, qualquer que seja a sequência de disparo de transições seguida, é sempre possível voltar a marcação inicial M_0. Quando o sistema modelado tem seu funcionamento repetitivo, essa propriedade é essencial.

- **Repetitividade**: Uma rede é repetitiva se existir uma sequência de disparos, associada a uma dada marcação, na qual todas as ações são executadas um número de vezes infinito. Se a sequência existir, mas apenas algumas ações forem disparadas ilimitadamente, a rede é dita parcialmente repetitiva.

Existem outras propriedades das redes de Petri que dependem da estrutura da rede, mas não dependem da marcação inicial. Tais propriedades são chamadas de propriedades estruturais. Essas propriedades são definidas através dos componentes conservativos e repetitivos estacionários. Através destes elementos são definidos os invariantes de lugar e transição que fornecem informações sobra à dinâmica da rede (Cardoso e Valette, 1997).

Os invariantes em uma rede de Petri representam os componentes conservativos e repetitivos da rede. Há conjuntos de lugares e de transições da rede cujo comportamento não se altera durante o seu funcionamento. A identificação e a interpretação de cada um destes conjuntos são importantes, pois eles refletem certas propriedades da rede que podem ser de interesse para a análise do sistema modelado.

Um invariante linear de lugar é uma função linear da marcação dos lugares cujo valor é uma constante que depende apenas da marcação inicial da rede. Ele corresponde a uma restrição sobre os estados e as atividades do sistema que será sempre verificada, quaisquer que sejam as evoluções.

Baseando-se nas boas propriedades e nas propriedades estruturais, é possível verificar por meio de métodos analíticos, se o sistema modelado pela rede possui certos comportamentos (Bacalá, 2003).

3. Situações de *Deadlocks* nas Redes de Petri

Durante a análise de um sistema modelado por uma rede de Petri, se a propriedade de vivacidade for comprovada, isto pode indicar que o sistema é livre de situações de *deadlock*. Por outro lado, se o modelo não é vivo, pode-se dizer que uma situação de *deadlock* pode potencialmente existir no sistema, porém a não vivacidade do modelo não implica necessariamente na existência destas situações.

Alguns sistemas modelados com redes de Petri, como por exemplo, em sistemas de manufaturas, existem diversas situações onde vários processos (atividades) competem por um recurso o qual é compartilhado. Em sistemas em tempo real, onde recursos são compartilhados por diversos processos, uma das maiores preocupações é justamente evitar o aparecimento de situações de *deadlock* (Jensen, 1992).

Se a alocação de recursos compartilhados não for gerenciada adequadamente, é possível ocorrer situações de *deadlock* no sistema. O *deadlock* acontece quando o fluxo de processos é permanentemente impedido quando, então, as operações nos processos não podem mais serem executadas (Nakamoto et al., 2007).

As situações de *deadlock* podem ocorrer quando as seguintes condições forem verdadeiras (Coffman, 1971).

- **Mútua exclusão**: Cada processo requisita o uso exclusivo de um recurso;
- **Retenção enquanto espera:** Enquanto aguarda a liberação de recursos de outros processos, um determinado processo não libera os recursos alocados por ele;
- **Não há preempção:** Um recurso só pode ser liberado pelo processo que o alocou primeiro;
- **Espera circular:** Existe uma cadeia cíclica fechada de processos aguardando a liberação dos recursos alocados por outros processos.

Neste contexto, para evitar o *deadlock* em um sistema, basta apenas garantir que pelo menos uma das condições acima nunca irá ocorrer. Uma das abordagens de prevenção de *deadlock* consiste em conceber um novo sistema, ou ajustar um mecanismo de controle a um sistema existente, que faça com que a ocorrência de *deadlock* seja evitada (Bacalá, 2003).

Alguns autores (Abdallah, 1996), (Chu e Xie, 1997), (Iordache, 2003) e (Tricas e Martinez, 1995) relacionam a presença das situações de *deadlock* sendo causadas pela presença de um sifão que se esvazia.

Sifões são definidos pela natureza das transições de entrada e de saída para um determinado conjunto de lugares (Moody et. al., 1995). Seja ●P o conjunto de transições de entrada do lugar P e seja P● o conjunto de saídas a partir do lugar P.

Definição 3. (Sifão): Seja R = {P,T,F} uma rede de Petri generalizada. Um sifão estrutural é um conjunto de lugares $S \subseteq P$ tal que $\bullet S \subseteq S\bullet$.

Um sifão, também conhecido como *deadlock* estrutural, é um conjunto de lugares P tal que o conjunto de transições de entrada de P está contido no conjunto de transições de saída de P (Murata, 1989). Como existem mais saídas de fichas que entradas, esse conjunto de lugares pode ficar livre de fichas podendo provocar uma situação de *deadlock* (Bacalá, 2003). Em particular, um sifão que não contém nenhuma ficha em uma determinada marcação permanecerá sem fichas para qualquer marcação subsequente (Tricas e Martinez, 1995). Uma rede de Petri em que exista um sifão insuficientemente marcado está em *deadlock*.

Proposição 1. (Condição de existência de *deadlock*): Uma rede de Petri está em situação de *deadlock* se contém pelo menos um sifão vazio.

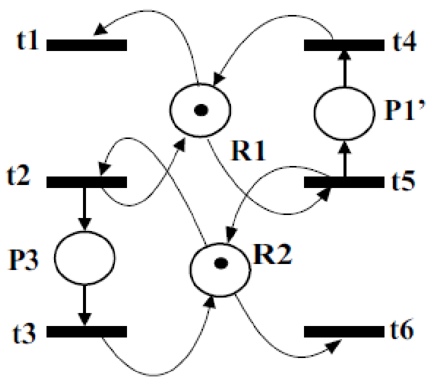

Figura 2: Sifão

A Figura 2 mostra um exemplo de um sifão formado pelo conjunto de lugares P' = {P3,R1,R2,P1'}. Analisando a Figura 2 podemos perceber que as transições t1, t2, t5 e t6 estão sensibilizadas. Ao disparar as transição t1 e em seguida disparar a transição t6, ou vice e versa, o sifão ficará vazio. Ou seja, não haverá mais fichas e nenhuma outra transição poderá ser disparada, como pode ser visto na Figura 3.

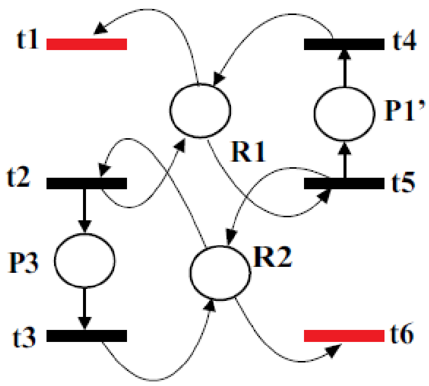

Figura 3: Sifão vazio após o disparo da transição t1 seguida do dispara da transição t6.

A união de dois sifões é também um sifão. Um sifão é chamado de sifão básico se ele não puder ser expresso pela união de outros sifões e de sifão mínimo se ele não contém nenhum outro sifão (Bacalá, 2003).

Em (Chu e Xie, 1997) algumas propriedades de sifão são relatadas:

- Um sifão vazio (livre de marcações) permanece livre de marcações quando ocorre disparo de transições, e além do mais, suas transições de entrada e de saída não estão vivas.
- Quando uma situação de *deadlock* acontece, o conjunto de lugares sem marcações formam um sifão.

Um sifão controlado contém para todas as marcações alcançáveis pelo menos uma ficha. Em (Hack, 1972) estabeleceu-se algumas condições necessárias e suficientes para que redes de Petri marcadas sejam vivas e seguras. Hack provou ainda que a condição necessária e suficiente para a vivacidade em uma rede de Petri marcada é a de que todo sifão deve conter uma trap marcada (Portugal, 2006).

Definição 4. (Trap): Seja R = {P,T,F} uma rede de Petri generalizada. Um trap é um

conjunto de lugares $S \subseteq P$ tal que $S\bullet \subseteq \bullet S$.

Uma trap é um conjunto de lugares P tal que o conjunto de transições de saída de P está contido no conjunto de transições de entrada de P (Murata, 1989). Isto significa que se algum dos lugares da trap tem uma ficha então sempre existirá uma ficha em algum dos lugares da trap. O disparo das transições podem movimentar as fichas nos lugares da trap, mas não podem retirar fichas dela.

Se todos os sifões de uma rede possuem uma trap e todas as traps são suficientemente marcadas, garantimos que o estado de *deadlock* não será atingível (Medrado, 2009).

Assim, podemos concluir que uma rede de Petri que contenha um sifão que pode se tornar totalmente livre de fichas, ou seja, não possua uma trap dentro deste sifão, está em *deadlock*.

4. Detecção de *Deadlock*

Alguns autores (Coffman, 1971), (Li e Zhou, 2008), (Silberchatz et. al., 2000) e (Tanenbaum, 1995) classificam os possíveis tratamentos do problema de *deadlock* dentro de três métodos básicos: método de prevenir (*Deadlock Prevent*), método de detectar e restabelecer (*Deadlock Detection and Recovery*) e método de evitar (*Deadlock Avoidance*).

O método de *deadlock prevent* consiste em conceber um sistema livre de *deadlock* determinando todos os estados alcançáveis do sistema, e mediante um arranjo estrutural do sistema, não se permite que o mesmo evolua para os estados indesejáveis de travamento (Coffman, 1971). Ou seja, consiste em mapear todos os estados alcançáveis do sistema e impedir estruturalmente a ocorrência de *deadlock*. Em (Ezpeleta et. al., 1993) os autores propuseram um algoritmo para calcular sifões e inserir um controle supervisório para cada sifão identificado na rede de Petri. Nesta linha de pesquisa seguem trabalho como (Ezpeleta et. al., 1993), (Li e Zhou, 2004 e 2008). A maior dificuldade observada nos trabalhos de Ezpeleta é o esforço computacional necessário para a determinação de sifões, pois a quantidade de sifões em uma rede de Petri cresce de acordo com o tamanho da rede. Por consequência, o grau de dificuldade na determinação de locais de controle e as respectivas capacidades destes locais aumentam proporcionalmente. Assim, a explosão combinatória dos estados alcançáveis do sistema pode tornar impraticável a aplicação do método.

O método *deadlock detection and recovery* consiste na execução de algoritmos que monitoram o sistema quanto à ocorrência do *deadlock* e executam ações para sair deste estado. Portanto, assim que identificado este estado, o algoritmo realiza ações de restabelecimento do sistema. O método é eficaz, mas o tempo de restabelecimento pode comprometer a eficiência do sistema como um todo. Nos sistemas em que há apenas o processamento de informações, a volta ao passado e a eliminação de processos são as ações mais usuais. A complexidade computacional deste método é mais reduzida se comparada aos demais (Coffman, 1971).

O método de *deadlock avoidance* é baseado em algoritmos que monitoram o sistema quanto à ocorrência do estado anterior a situação de *deadlock*. A identificação de estados imediatamente anteriores ao travamento dispara ações em tempo real para que o sistema não evolua para o estado de *deadlock*. Muitos trabalhos aplicam o método de *deadlock* avoidance na condição de espera circular, denominado Ciclo Fechado de Espera (CFE) como (Banaszak et. al, 1990) e (Fanti et al., 1997). Porém, este método permite o uso eficiente de recursos, mas não evita completamente o *deadlock* principalmente em situações CFE consecutivos ou reentrantes. A grande vantagem deste método é quanto ao uso otimizado de recursos. Entretanto, em alguns casos, é possível gerar um novo estado de *deadlock* decorrente das restrições introduzidas no sistema (Coffman, 1971).

Em (Li et al., 2004) os autores apresentam uma abordagem de *deadlock avoidance* baseado em redes de Petri com realização de uma análise parcial do grafo de alcançabilidade da rede de Petri. Os autores classificam os estados em: marcação morta, marcação inadequada e marcação ameaçadora. A marcação inadequada significa que a rede de Petri evoluirá inevitavelmente para um estado de *deadlock* e a marcação ameaçadora poderá alcançar o estado de travamento.

É necessário avaliar a natureza das atividades realizadas para identificar as limitações dos métodos existentes e adequar o melhor método ou a melhor composição de métodos.

Sabe-se que a existência do *deadlock* está relacionada a existência de um sifão que se esvazia (Abdallah, 1996). Logo, este é o ponto de partida para a detecção de situações de *deadlock* nas redes de Petri. Existem vários algoritmos para encontrar sifão em redes de Petri. Alguns são baseados em Matriz de Incidência (Boer e Murata, 1994), desigualdades (Ezpeleta et al., 1993), equações lógicas (Kiriyama et al., 1999), Programação Matemática (Chu e Xie, 1997) ou um simples procedimento de pesquisa de primeira ordem aplicado em diferentes combinações de lugares (Jeng e Peng, 1996).

Detectada a presença de ao menos um sifão que esvazia em uma rede de Petri, o controle da situação de *deadlock* é, geralmente, feita através da adição de um lugar de controle adicional na rede original (Ezpeleta et al., 1993), (Barkaoui e Lemaire, 1989).

Em (Iordache e Antsaklis, 2006) o método proposto para a síntese de supervisores em redes de Petri parte do princípio que evitar situações de *deadlock*, é necessário prevenir que os sifões sejam esvaziados. Desta forma, uma restrição linear é imposta a cada sifão, obrigando que a quantidade de fichas em seu interior seja no mínimo unitária.

Iordache e Antsaklis (2007) introduziram um procedimento de prevenção de *deadlock*, mas também utilizaram como ponto de partida os resultados de Yamalidou (1996) e Moody (1995). Quando uma rede de Petri é supervisionada de tal forma que sua marcação satisfaça um conjunto de inequações lineares, prova-se que esta rede é livre de *deadlock* para todas as marcações iniciais que satisfaçam as restrições de supervisão.

A utilização de invariantes de lugar (P-invariantes) de uma rede de Petri junto com a marcação inicial da rede facilitam a investigação da propriedade da vivacidade, podendo assim detectar possíveis situações de *deadlock* (Jensen, 1992).

5. Correção de *Deadlock*

Existem várias abordagens baseadas em Redes de Petri que foram feitas tanto para eliminar, assim como evitar situações de *deadlock* (Banaszak e Krogh, 1990), (Viswanadham et. al., 1990).

Li e Zhou (2008) afirma que uma variedade de importantes métodos baseados em redes de Petri são baseados na adição de lugares de controle e arcos relacionados a controlar o esvaziamento de sifões.

Proposição 2. (Livre de *Deadlock*): Uma rede de Petri está em livre de *deadlock* se todo sifão na rede é um sifão controlado.

Controlar significa impor um comportamento dinâmico desejado ao sistema (Nakamoto et. al., 2008). Barkoui e Abdallah (Barkaoui e Abdallah, 1995) introduziram a noção de sifão controlado.

Definição 5. (Sifão controlado): Para uma rede de Petri com marcação inicial M_0, um sifão controlado é um sifão que permanece marcado para toda marcação alcançada a partir de M_0.

5.1 A rede de Petri aumentada com um lugar de controle

A técnica de controle de situações de *deadlock* foi introduzida em (Barkaoui e Abdallah, 1995) por lidar com o problema de situações de *deadlock* quando nem todos os sifões em uma dada rede de Petri são controlados. Os autores definem neste método a adição de um lugar para cada sifão não controlado na rede de tal forma que eles se tornem controlados. Estes lugares de controle atuam para restringir comportamentos na rede original que levam a situações de *deadlock*. Assim, eles desempenham o papel de controle supervisório, permitindo que estados da rede evoluam sem restrições, exceto para evitar que transições disparem para "estados proibidos" que levam a situações indesejadas (Moody et al., 1995).

Definição 6. (Lugar de Controle). Dada uma rede te Petri bem marcada e conservativa com sifões não controlados, para cada sifão não controlado S, cria-se um lugar de controle PC tal que:

$$PC\bullet = \{t \in S\bullet : |\bullet t \cap S| > |t\bullet \cap S|\}$$

$$\bullet PC = \{t \in \bullet S : |t\bullet \cap S| > |\bullet t \cap S|\}$$

onde a notação |x| refere-se ao número de elementos no conjunto x e os pesos dos arcos são dados pela diferença | ●t ∩ S| - |t● ∩ S| e | t● ∩ S| - |●t ∩ S| para os arcos de saída e entrada do lugar de controle, respectivamente.

Assim, para um dado sifão S a ser controlado, um lugar de controle, então, pode ser assim incluído: as transições de saída do lugar de controle são aquelas que diminuem o número de fichas de sifão, enquanto as transições de entrada do lugar de controle são aquelas que aumentam o número de fichas do sifão S. A marcação do lugar de controle deverá ser a marcação do sifão menos um (Bacalá, 2003), (Abdallah, 1996).

A marcação inicial do lugar de controle, M_0 é dada por:

$$M_0 = \sum_{Pi \in S} Mio - 1$$

onde M_{i0} é a marcação inicial do lugar pi na rede.

Cada lugar de controle assegura que o sifão que ele controla não será esvaziado de fichas e isto acontece pela criação de invariantes de lugar na rede de Petri controlada.

Para cada lugar de controle C, associado a um sifão S, o seguinte invariante de lugar é estabelecido na rede de Petri controlada (Moody et. al., 1995).

$$\sum_{Pi \in S} Mi - Mc = 1$$

Dada a rede de Petri apresentada na Figura 4. Nesta rede existem cinco sifões mínimos. O sifão S4 = {P3R1R2P1'} é apresentado na Figura 2.

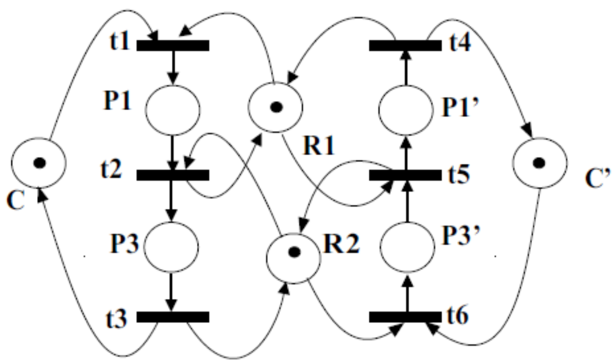

Figura 4: Rede de Petri com *Deadlock*

Para controlar o esvaziamento de fichas no sifão, um lugar de controle CP foi incluído, assim, consequentemente, evitar o *deadlock*. É possível observar que as transições t1 e t6 reduzem o número de fichas no sifão quando disparadas (transições de saída de CP) e que t2 e t3 aumentam esse número de fichas (transições de entrada de CP). Na Figura 5 é apresentado o Sifão com o lugar de controle e na Figura 6 abaixo é apresentado à rede de Petri aumentada em que não ocorre mais o problema de *deadlock*.

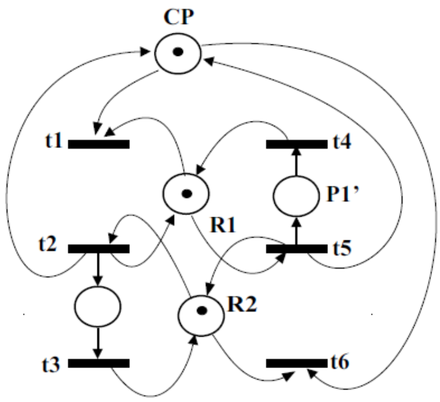

Figura 5: Sifão com lugar de controle CP

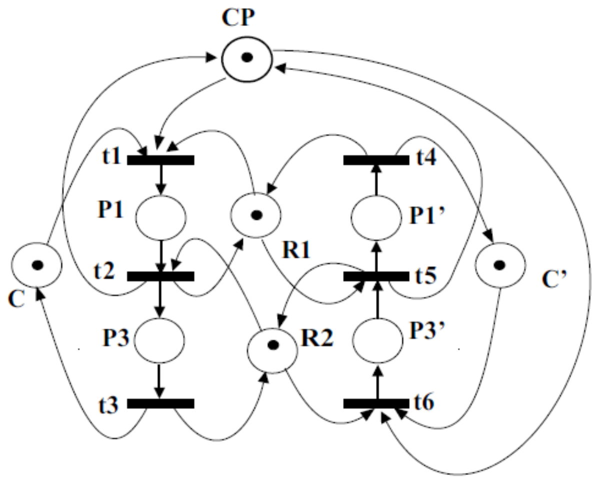

Figura 6: Rede de Petri aumentada

Controlar os sifões existentes não é suficiente para garantir a ausência de *deadlock*, visto que incluir novos lugares de controle podem fazer surgir outros sifões que esvaziam. Portanto, é necessário a cada inclusão verificar se novos sifões que esvaziam foram criados e se outras situações de *deadlock* passaram a existir.

5.2 Controle supervisório baseado em invariantes de lugar

Os invariantes de lugar (P-invariantes) correspondem ao conjunto de lugares aos quais a soma de fichas permanece constante para todas as marcações alcançáveis pela rede. Um invariante de lugar é definido como qualquer vetor inteiro x que satisfaça:

$$x^T M = x^T M_0$$

ou seja, a soma das fichas nos lugares do invariante permanece constante para qualquer marcação alcançável pela rede.

Os invariantes de lugar podem ser obtidos através da obtenção de soluções inteiras para:

$$x^T C = 0$$

em que C é a matriz de incidência da rede.

Dada uma rede de Petri com n lugares e m transições, o objetivo do controle é forçar os processos a obedecerem a restrições, tal que, $l1M(pi) + l2M(pj) \leq b1$, onde l1, l2 e b1 são constantes pertencentes ao conjuntos dos inteiros. Essas restrições são equivalentes a um conjunto de restrições generalizadas mutuamente excludentes. Nesse caso, com o auxílio de uma variável de folga $Ms > 0$, pode-se ter $l1M(pi) + l2M(pj) + Ms = b1$. A variável de folga representará a adição de um lugar de controle cuja marcação irá satisfazer a condição de igualdade (Moody et. al., 1995).

Com a adição do lugar de controle, a matriz de incidência original, de ordem n x m, será acrescida de uma linha, devido à adição do lugar de controle, que corresponde a matriz do controlador denominada C_c. Esta matriz contém os arcos que conectam o lugar de controle às transições dos processos controlados pela rede.

Moody et al. (1995) demonstram que, sendo L uma matriz inteira nc x n e b um vetor inteiro nc x 1, a síntese de controladores pode ser realizada através da solução das seguintes equações:

$$C_c = -LC \qquad (A)$$

$$M_{C0} = b - LM_0 \qquad (B)$$

O elemento (i,j) de L é igual a um, se o lugar for submetido a uma restrição de controle, sendo igual a zero, caso contrário. O i-ésimo elemento de b é igual ao número de fichas a ser limitado pelo controlador.

Para exemplificar o método apresentado, utilizando invariantes de lugar, vamos utilizar a rede de Petri apresentada na Figura 4. O sistema é constituído por oito lugares e seis transições. Deseja-se impor ao sistema que os lugares P1 e P3' não podem conter fichas simultaneamente. Assim, pode-se estabelecer a seguinte especificação de controle:

$$M(P1) + M(P3') \leq 1.$$

De acordo com a especificação acima, L = (0 1 0 0 0 0 1 0) e b = (1). Aplicando-se as equações (A) e (B):

$$C_C = -(0\ 1\ 0\ 0\ 0\ 0\ 1\ 0).\begin{bmatrix} 1 & 0 & -1 & 0 & 0 & 0 \\ -1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & -1 & 1 & 0 & 0 & 0 \\ 1 & -1 & 0 & -1 & 1 & 0 \\ 0 & 1 & -1 & 0 & -1 & 1 \\ 0 & 0 & 0 & 1 & -1 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & -1 \\ 0 & 0 & 0 & -1 & 0 & 1 \end{bmatrix}$$

$$C_C = (1\ -1\ 0\ 0\ -1\ 1)$$

$$M_C = 1 - (0\ 1\ 0\ 0\ 0\ 0\ 1\ 0).\begin{bmatrix} 1 \\ 0 \\ 0 \\ 1 \\ 1 \\ 0 \\ 0 \\ 1 \end{bmatrix}$$

$$M_C = 1 - 0 = 1$$

Logo C_C = (1 -1 0 0 -1 1) e M_{C0} = 1. Isso significa que um lugar de controle será acrescentado à rede não controlada e o mesmo será lugar de entrada da transição t2 e t5 e serão lugar de saída da transição t1 e t6. A marcação inicial desse lugar conterá uma ficha. O lugar de controle CP, bem como sua marcação é apresentado na Figura 6.

Caso seja necessário especificar restrições funcionais tais como: duas transições não podem disparar simultaneamente ou uma transição não pode disparar quando um determinado lugar contiver fichas, o método de invariantes de lugar pode não ser adequado ou útil. Assim, outros métodos devem ser utilizados para o controle supervisório.

6. Considerações Finais

Todo sistema modelado através do formalismo das redes de Petri podem ser analisados para validar se seu comportamento é o desejado para um bom desempenho. Uma das análises é para verificação da existência ou não de situações de *deadlock*.

Como foi apresentado, situações de *deadlock* em redes de Petri acontecem pela existência de estruturas chamadas sifões que se esvaziam. Portanto, um procedimento para encontrar tais sifões é essencial para evitar que o sistema chegue a um estado de travamento, ocorrendo assim os *deadlock*.

Para controlar os sifões, existem métodos para inserção de um lugar adicional que controle a quantidade de fichas no sifão, fazendo-o assim sempre marcado e o impedindo de esvaziar. Foi apresentado neste artigo dois métodos para acrescentar o lugar de controle. O primeiro método utiliza-se de uma análise de lugares que diminuem e aumentam a quantidade de fichas do sifão e o segundo método acrescenta o lugar de controle baseado nas invariantes de lugar. Ambos os métodos são eficientes e garantem o controle para o sifão ao qual o lugar foi inserido. Porém, a adição de um novo lugar na rede pode gerar outros sifões ou ainda novas situações de *deadlock*. Por isso, é necessário analisar novamente o modelo após a inserção deste novo lugar.

Referências

(Abdallah, 1996) [10] Abdalla, I. B., "*Methodes d'allocation de ressources dans les systemes flexibles de production manufacturiere fondies sur l'analyse structuralle des reseaux de Petri*". These de docteur. Centrale. Paris, França, 1996.

(Bacalá, 2003) "*Arquitetura de software baseada numa abordagem UML/Redes de Petri com prevenção de bloqueio mortal em Sistemas de Tempo Real*". Dissertação de Mestrado. Universidade Federal de Uberlândia. 190p, 2003.

(Banaszak e Krogh, 1990) Banaszak Z. A., and Krogh, B. H., "*Deadlock Avoidance in Flexible Manufacturing Systems with Concurrently Competing Process Flows*". IEEE Transactions on Robotics and Automation, 6(6), 724-734. 1990.

(Barkaoui e Abdallah, 1985) Barkaoui, K.; Abdallah, I. B. "Deadlock avoidance in FMS based on sctructural theory od Petri Nets." In: Proceedings of Emerging Technologies and Factory Automation - ETFA '95, INRIA/IEEE Symposium on , Vol. 2, p. 499-510, 1995.

(Barkaoui e Lamaire, 1989) Barkaoui, K. and Lemaire, B. "*An effective characterization of minimal deadlock and traps in Petri nets based on graph theory*". In Proc. 10th. Int. Conf. on Theory and Applicat. of Petri Nets, 1-22. Bonn, 1989.

(Boer e Murata, 1994) Boer, E.R., Murata, T., "*Generating basis siphons and traps os Petri Nets using the Sign Incident Matrix*", In: IEEE Transactions on Circuits and Systems-I": Fundamental Theory and Applicattions, vol. 41, no. 4, p. 266-271, 1994.

(Cardoso e Valette, 1997) Cardoso e Valette, Cardoso, J., Valette, R. "*Redes de Petri*", Ed. Da UFSC, Florianópolis, SC. 1997.

(Coffman, 1971) Coffman, E. G., Elphick, M. J., e Shoshani, A. "*System deadlocks*". Computing Surveys, vol. 3, no. 2, pp. 67-78. 1971.

(Chu e Xie, 1997) Chu F., Xie X., "*Deadlock Analysis of Petri Nets using Siphons and Mathematical Programming*", In: IEEE Transaction on Robotics and Automation, Vol 13. No. 6, p. 793-804, 1997.

(Ezpeleta et. al., 1993) Ezpeleta, J., Couvreur, J. M., Silva, M., "*A new technique for finding a generating family of siphons, traps and st-components. Application to colored Petri nets, Advances in Petri nets"*, Lecture Notes in Computer Science, Springer Verlag, No. 674, p. 64-73, 1993.

(Fanti et al., 1997) Fanti, M.P.; Maione, B.; Mascolo, S.; Turchiano, B. "*Event-Based Feedback Control for Deadlock Avoidance in Flexible Manufacturing Systems*", IEEE Transactions on Robotics and Automation, vol.13, mp.3, pp.347-363, 1997.

(Hack, 1972) M. Hack, “*Analysis of production schemata by petri nets*”, Massachusetts Institute of Technology, Cambridge, MA, 1972.

(Iordache, 2003) Iordache, M. “*Methods for the supervisory control of concurrent systems based on Petri net abstractions*”. Dissertação para Escola de Graduação da Universidade de Notre Dame, Indiana. 332p, 2003.

(Iordache e Antsaklis, 2006) Iordache M. V. and P. J. Antsaklis, "*Supervision Based on Place Invariants: A Survey*" in Discrete Event Dynamic Systems, 16, pp. 451—492, 2006.

(Iordache e Antsaklis, 2007) Iordache M. V. and P. J. Antsaklis, "*Petri Net Supervisors for Disjunctive Constraints*" in the Proceedings of the 2007 American Control Conference, pp. 4951—4956, 2007.

(Jeng e Peng, 1996) Jeng, M.D. and M.Y. Peng. “*Generating minimal siphons and traps for Petri nets*”. Proc. Of IEEE Int. Conf. on Systems, Man and Cybernetics, Beijing, China, pp. 2996-2999, 1996.

(Jensen, 1992) Jensen, K., “*Colored Petri Nets, Basic Concepts, Analysis methods and Practical Use*” Vol I, EATS Monography and Theoretical Computer Science (New York: Springer Verlag), 1992.

(Kiriyama et al., 1999) Kiriyama, H, Nanmori, T, Hari, K, Matsuoka, D, Fukami, Y, Kikawa, U, Yasuda, T., “*Identification of the catalytic subunit of cAMPdependent protein kinase from the photosynthetic flagellate Euglena gracilis*”. FEBS Lett 450: 95–100, 1999.

(Li et al., 2004) Li Z.W., Liang J.W., Lu Y., Wang A.R. “*A deadlock prevention method for FMS with multiple resource acquisitions*”. Proceedings of the 8th international conference on control auto robot and vision, vol. 3, pp. 2117–2122, 2004.

(Li e Zhou, 2004) Li, Z.W., Zhou, M.C. “*Elementary siphons of Petri net and their application to deadlock prevention in flexible manufacturing systems*”. IEEE Transactions on Systems, Man, and Cybernetics, Part A, vol. 34, no. 1, pp.38-51, 2004.

(Li e Zhou, 2008) Li, Z.W., Zhou, M.C. “*On siphon computation for deadlock control*”. IEEE Transactions on Systems, Man, and Cybernetics, Part A, vol. 38, no. 3, pp. 667-679, 2008.

(Medrado, 2009) R. G. Medrado, “*Formalização de uma linguagem visual para descrição de sistemas biológicos*”, Dissertação de Mestrado Universidade Federal do Rio Grande do Sul, 2009.

(Moody et al., 1995) J. O. Moody, P. J. Antsaklins, M. D. Lemmon. “*Feedback Petri net control design in the presence of uncontrollable transitions*”, In Proceedings of the 34th IEEE Conference on Decision and Control, vol. 1, pp. 905-906, New Orleans, LA, Dezembro 1995.

(Murata, 1989) Murata, T., "*Petri Nets: Properies, Analysis and Applications*", In Procedings of the IEEE, vol.77, no4, pp.541-580. 1989.

(Nakamoto et al., 2007) Nakamoto et al., Nakamoto, F.Y., Miyagi, P.E. e Santos Filho, D.J. "*Resources Allocation Control inFlexible Manufacturing Systems Using the Deadlock Avoidance Method*", Proceedings of COBEM 2007 19th International Congress of Mechanical Engineering, November 5-9/2007, Brasília, DF. 2007.

(Nakamoto et al., 2008) F. Y. Nakamoto, O. L. Asato, P. E. Miyigi, D. J. dos Santos Filho, "Solução de deadlocks em sistemas produtivos considerando uma arquitetura hierárquica modificada de controle", In: CBA XVII Congresso Brasileiro de Automática, 2008, Juiz de Fora, MG. Anais. Juiz de Fora : SBA, 2008.

(Petri, 1962) Petri, C.A. "*Kommunikation mit Automaten*". English Translation, 1966: *Communication with Automata, Technical Report RADC-TR-65-377*, Rome Air Dev. Center, New York. 1962.

(Prata, 2007) B. Athayde Prata, "*Controle supervisório da cadeia produtiva do Biodisel da Mamona baseado em redes de Petri*" Dissertação de mestrado em Logística e Pesquisa operacional, Universidade Federal do Ceará, Setembro de 2007.

(Portugal, 2006) D. S. Vinhas Portugal, "*Modelagem e Programação de Sistemas a Eventos Discretos*", Tese de Doutorado em Engenharia Elétrica, Campinas 2006.

(Santos Filho, 2000) Santos Filho, D.J. "*Aspectos do Projeto de Sistemas Produtivos*", Tese de Livre docência, Escola Politécnica da Universidade de São Paulo, São Paulo, Brasil, 2000.

(Silberschatz, 2000) Silberschatz, A., Galvin, P., Gagne, G. "*Sistemas Operacionais - Conceitos e Aplicações*", Rio de Janeiro: Campus, 2000.

(Tanenbaum, 1955) Tanenbaum, Andrew S. "*Sistemas Operacionais Modernos*". Rio de Janeiro: Editora Prentice-Hall do Brasil Ltda, 1995.

(Tricas e Martinez, 1995) Tricas, F. & Martinez, J. "*An Extension of the Liveness Theory for Concurrent Sequential Process Competing for Shared Resources*". In: Proceedings of the 1995 IEEE International Conference on Systems, Man and Cybernetics. Intelligent Systems for the 21st Century. p. 4119-4124, 1995.

(Viswanadham et. al, 1990) Viswanadham N., Narahari, Y., and Johnson T. L., "*Deadlock avoidance in flexible manufacturing systems using petri net models*". IEEE Transactions on Robotics & Automation, 6(6), 713-722, 1990;

(Yamalidou, 1996) Yamalidou E, Moody JO, Antsaklis PJ, Lemmon MD "*Feedback control of Petri nets based on place invariants*". Automatica 32(1):15–28, 1996.