PMR 5237

Modelagem e Design de Sistemas Discretos em Redes de Petri

Aula 4: Redes P/T e extensões

Prof. José Reinaldo Silva
reinaldo@usp.br

Definition 12

Seja um sistema elementar $N = (S, T; F, C_0)$. Este sistema é dito sequencial se e somente se:

- $||C_0|| = 1$.
- $\forall C \in [C_0\rangle, ||C|| = 1$.

Configurações Especiais

Definition 13

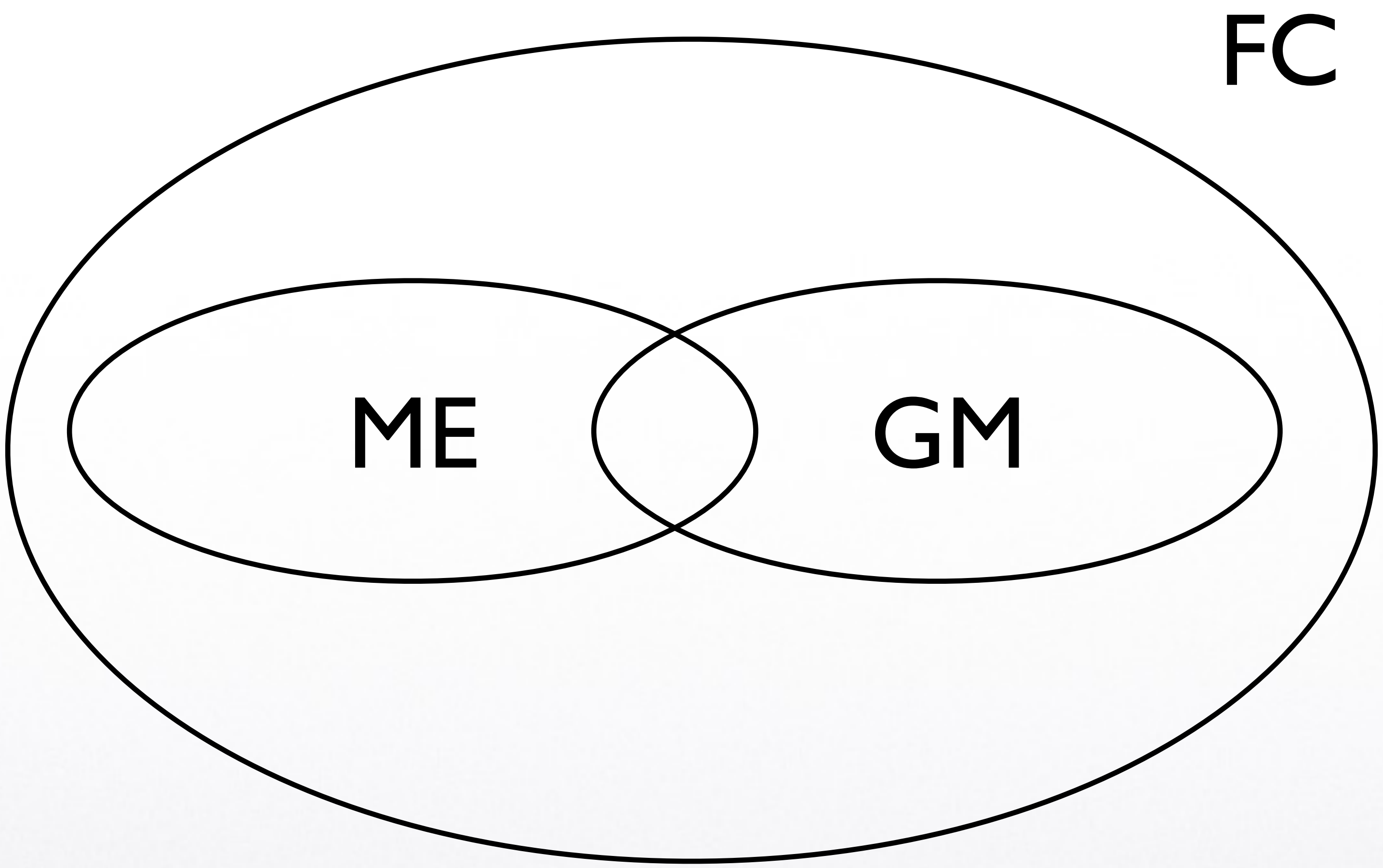
Seja um sistema elementar $N = (S, T; F, C_0)$. Este sistema é dito uma máquina de estados se e somente se $\forall t \in T, ||\bullet t|| = ||t\bullet|| = 1$.

Definition 14

Seja um sistema elementar $N = (S, T; F, C_0)$. Este sistema é dito um grafo marcado se e somente se $\forall s \in S, ||\bullet s|| = ||s\bullet|| = 1$.

Definition 15

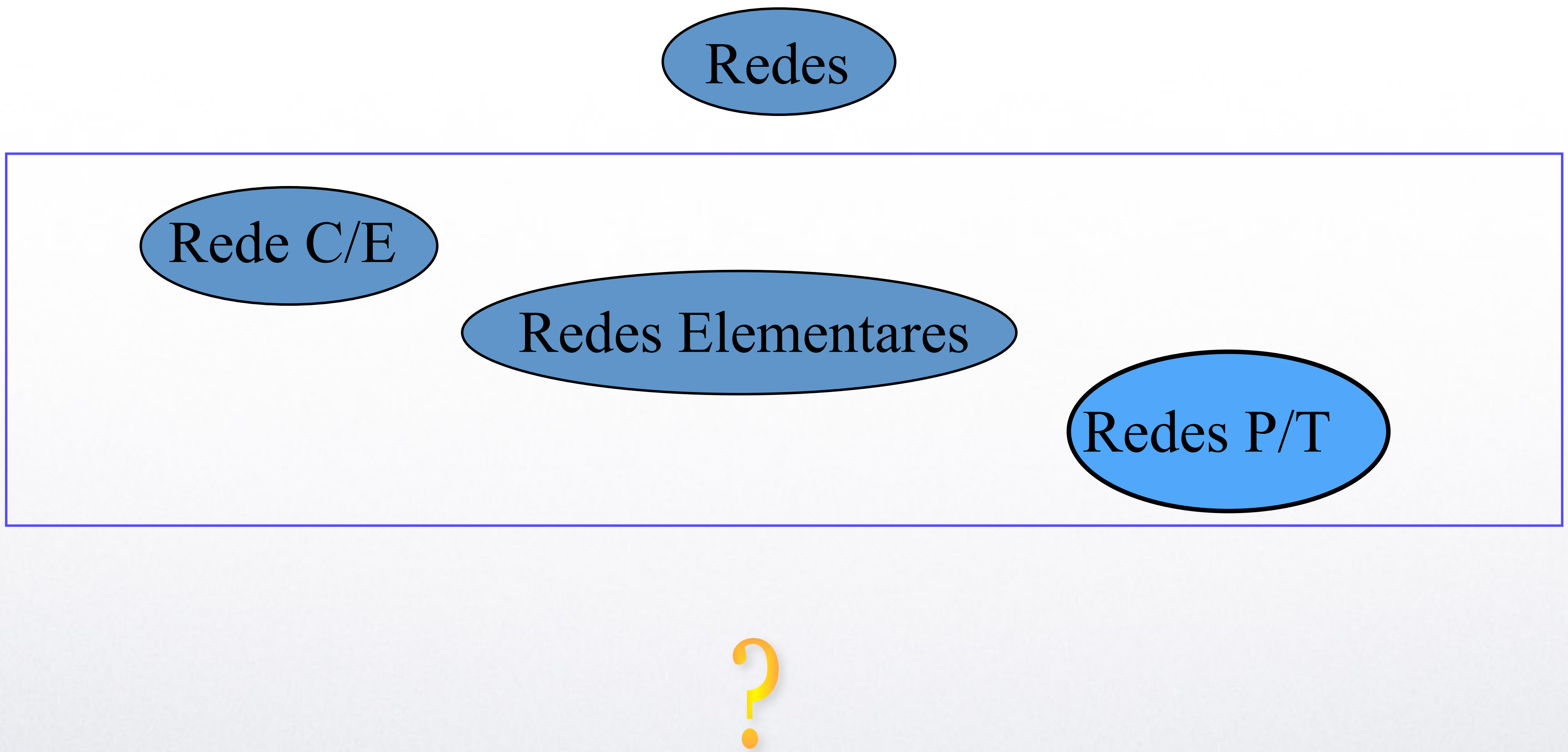
Seja um sistema elementar $N = (S, T; F, C_0)$. Este sistema é dito uma rede *free choice* se e somente se $\forall s \in S, ||s\bullet|| = 1 \; ou \; \bullet(s\bullet) = \{s\}$.


FC
ME
GM

Os sistemas produtivos

Na modelagem de sistemas produtivos, por exemplo teremos o problema de, além de “ativar" lugares denotando estado, computar também um número de itens de fluxo, como em um sistema produtivo, onde vários itens podem compor um novo item ou um item pode ser desmembrado em vários (assembling, disassembling, etc.)

As redes de Petri Clássicas



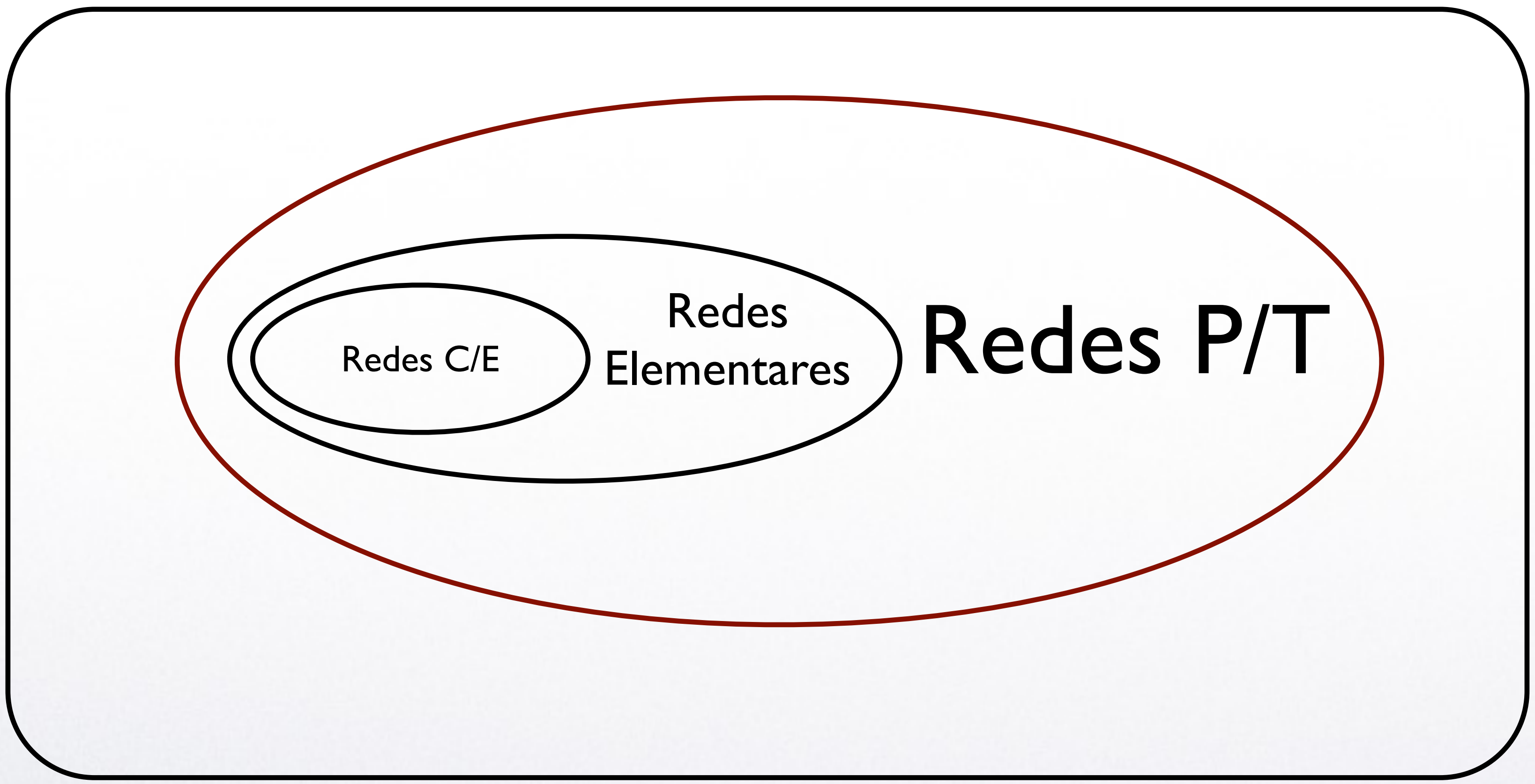
Redes P/T: Definição

Definition 16

Uma rede Place/Transition P/T, é uma n-upla, $N = (S, T; F, W, K, M_0)$, onde,

- S é um conjunto finito de lugares;
- T é um conjunto finito de trasições;
- $F = (S \times T) \cup (T \times S)$ representa as relações de fluxo (arcos);
- $W : F \to \mathbb{N}^+$ representando o peso, isto é, a quantidade de marcas que flui em cada arco;
- $K : S \to \mathbb{N}$ é um mapeamento que atribui a cada lugar uma capacidade máxima para o armazenamento de marcas.
- M_0 é a marcação inicial.

As redes de Petri Clássicas



?

Norma ISO/IEC 15909

Standardisation

2011-02-14	Standard published: *ISO/IEC 15909-2:2011 Systems and software engineering - High-level Petri nets - Part 2: Transfer format.* Available from ISO [Editor's Announcement]
2005-06-23	New Working Draft of *ISO/IEC 15909-2 Systems and software engineering - High-level Petri nets - Part 2: Transfer format* submitted for a combined ISO/IEC SC7 WD/CD registration and CD ballot. Comments welcomed - formal or otherwise. [Editor's Announcement | ISO/IEC 15909-2 WD (Version 0.9.0)]
2004-12-02	Standard published: *ISO/IEC 15909-1:2004 Systems and software engineering - High-level Petri nets - Part 1: Concepts, definitions and graphical notation.* Available from ISO.
2003-02-27	International Standard Ballot of ISO/IEC 15909-1. [Ballot ZIP.]
2002-11-22	Combined WD/CD Registration/FCD ballot for ISO/IEC15909-1. [FCD PDF, Disposition RTF.]
2002-10-21	Great news: Green Light for High-level Petri Net Standard. [Letter Ballot Summary PDF.]
2002-09-11	Notification of ballot for reinstatement of Standard.
2002-05-12	Standard unintentionally cancelled during Draft International Standard (DIS) phase!
2000-10-28	Final Committee Draft Version 4.7.1 published. [Editor's Announcement | FCD]
1998-01-28	Letter Ballot Summary of the Standard.
1997-10-02	Draft standard Version 3.4 published.
1997-08-14	Reply to Comments on Draft Petri net Standard V2.1.
1997-01-17	JTC1 News: Standard will not be Cancelled.
1996-12-13	Resolution 8.4, 10th Plenary Meeting of ISO/IEC JTC 1.
1996-11-29	Australian Response to Cancellation Proposal.
1995-08-14	Petri net Subdivision Proposal.

Standards About us News Taking part Store EN

ICS › 35 › 35.080

ISO/IEC 15909-1:2019

Systems and software engineering — High-level Petri nets — Part 1: Concepts, definitions and graphical notation

BUY THIS STANDARD

	FORMAT	LANGUAGE
✔	PDF + EPUB	English
	PAPER	English

CHF 138 BUY

ABSTRACT PREVIEW

This document defines a Petri net modeling language or technique, called high-level Petri nets, including its syntax and semantics. It provides a reference definition that can be used both within and between organizations, to ensure a common understanding of the technique and of the specifications written using the technique. This document also facilitates the development and interoperability of Petri net computer support tools.

This document is applicable to a wide variety of concurrent discrete event systems and in particular distributed systems. Generic fields of application include:

— requirements analysis;

— development of specifications, designs and test suites;

— descriptions of existing systems prior to re-engineering;

— modeling business and software processes;

Redes Place/Transition (P/T)

- número irrestrito (*w*) de marcas em cada lugar
- relações de fluxo não unitárias (peso dos arcos)
- determinação de capacidade dos lugares (> 1)
- indistinguibilidade das marcas
- geração de estados à partir de um estado inicial

Redes elementares → Redes P/T

Redes Limitadas

Definition 17

Uma rede $N = (S, T; F, W, K, M_0)$ é dita k-limitada se existe um número inteiro positivo k tal que

.

$\forall s \in S, M(s) \leq k,$

.

onde

.

$M : S \rightarrow \mathbb{N}$ é a função de marcação da rede.

.

O inteiro k é também chamado capacidade máxima de S, ou $max[K(s)]$.

Condição de Habilitação

Definition 18

Seja uma rede $N = (S, T; F, W, K, M_0)$. Uma transição $t \in T$ é dita habilitada em uma marcação M se e somente se,
$\forall s \in \bullet t, M(s) \geq W(s,t) \wedge \forall s \in t\bullet, M(s) \leq K(s) - W(t,s)$.

A Def. 18 é chamada condição de disparo estrita e é aplicada a redes k-limitadas, isto é, onde max[K(s)] é finito.

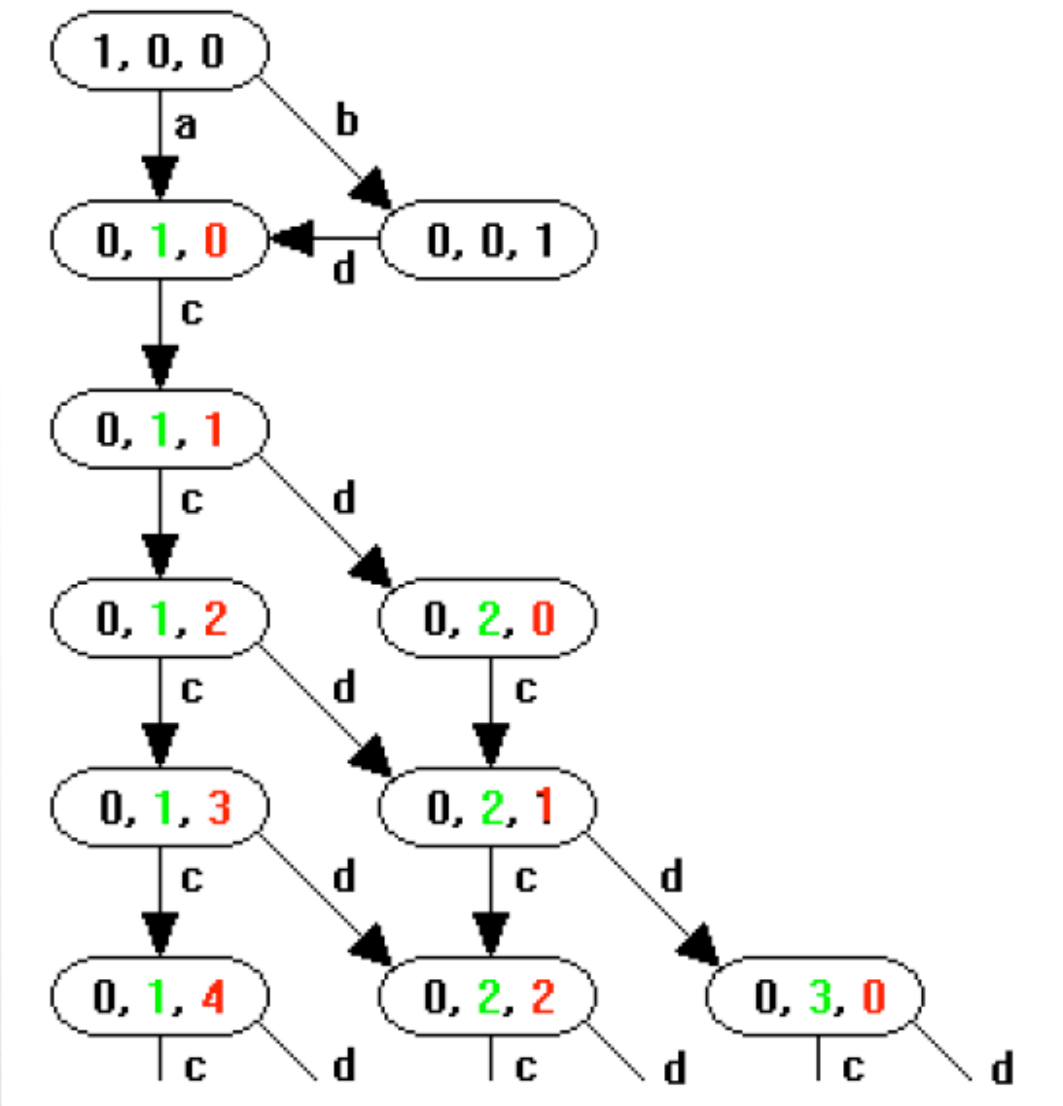
Redes Ilimitadas

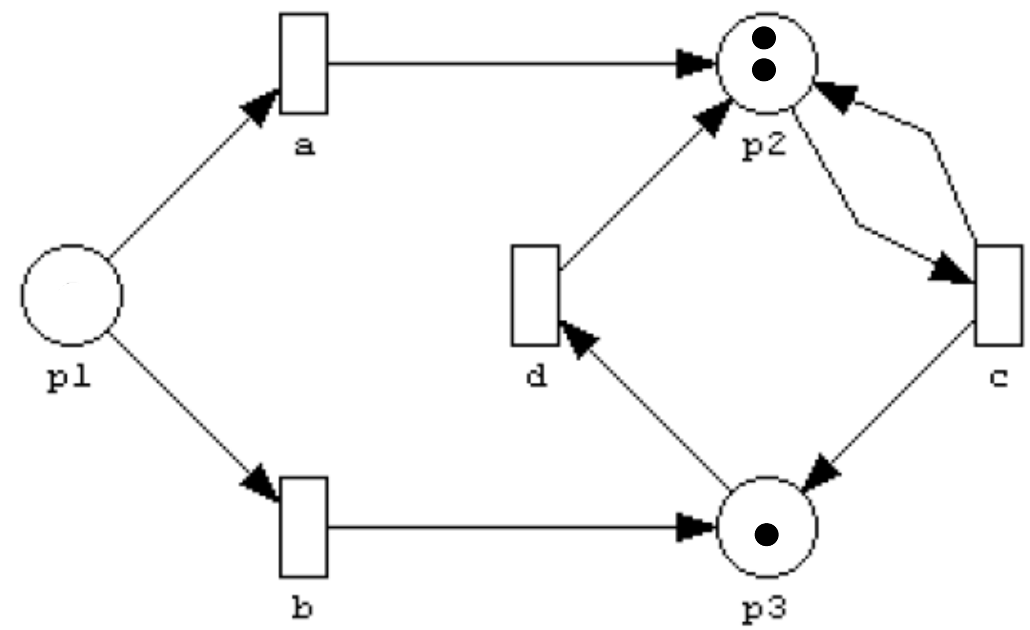
Definition 19

Uma rede $N = (S, T; F, W, K, M_0)$ é dita de capacidade infinita se e somente se,
$\exists s \in S | K(s) = w$, onde w é o inteiro ilimitado aleph-zero.

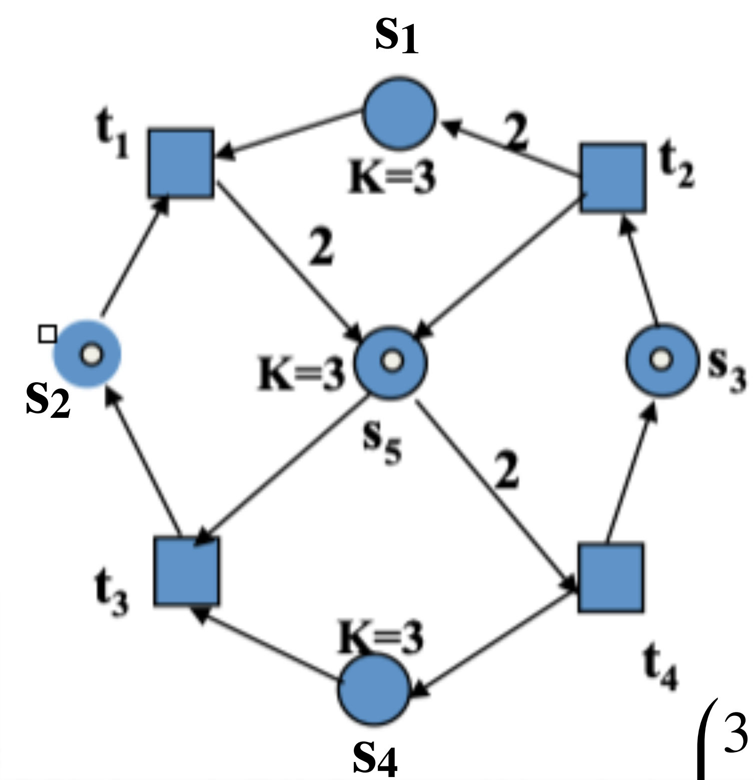
Uma rede de capacidade ilimitada tem também um grafo de atingibilidade infinito.

Exemplo





O grafo de atingibilidade à esquerda é infinito



$$\begin{array}{c} s_1 \\ s_2 \\ s_3 \\ s_4 \\ s_5 \end{array}\begin{pmatrix}0\\1\\1\\0\\1\end{pmatrix} \xrightarrow{t_2} \begin{pmatrix}2\\1\\0\\0\\2\end{pmatrix} \xrightarrow{t_4} \begin{pmatrix}2\\1\\1\\1\\0\end{pmatrix} \xrightarrow{t_1}$$

$$\xrightarrow{t_1} \begin{pmatrix}1\\0\\1\\1\\2\end{pmatrix}$$

$$\xrightarrow{t_2} \begin{pmatrix}3\\0\\0\\1\\3\end{pmatrix}$$

$$\xrightarrow{t_3} \begin{pmatrix}3\\1\\0\\0\\2\end{pmatrix} \xrightarrow{t_4} \begin{pmatrix}3\\1\\1\\1\\0\end{pmatrix}$$

$$\xrightarrow{t_4} \begin{pmatrix}3\\0\\1\\2\\1\end{pmatrix} \xrightarrow{t_3} \begin{pmatrix}3\\1\\1\\1\\0\end{pmatrix}$$

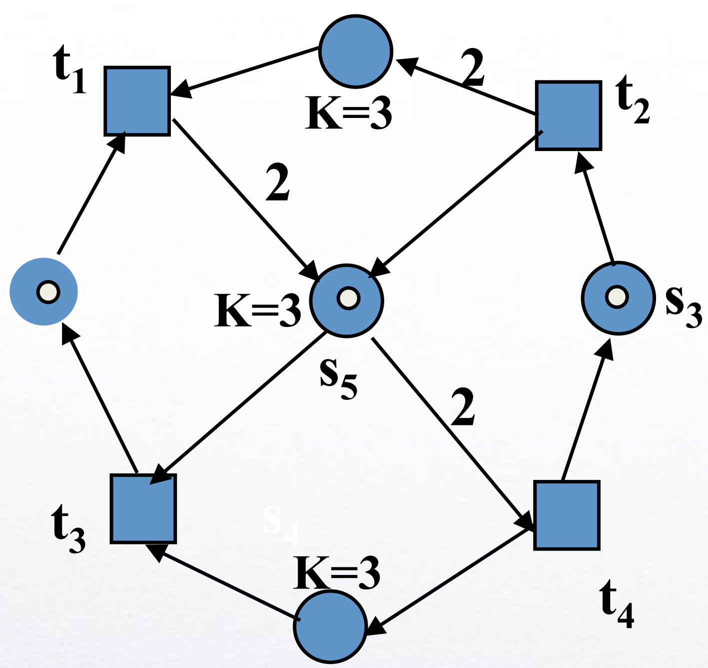
$$\xrightarrow{t_1} \begin{pmatrix}2\\0\\1\\1\\2\end{pmatrix} \xrightarrow{t_3} \begin{pmatrix}2\\1\\1\\0\\0\end{pmatrix} \xrightarrow{t_1} \begin{pmatrix}1\\0\\1\\0\\2\end{pmatrix} \xrightarrow{t_2} \begin{pmatrix}3\\0\\0\\0\\3\end{pmatrix} \cdots$$

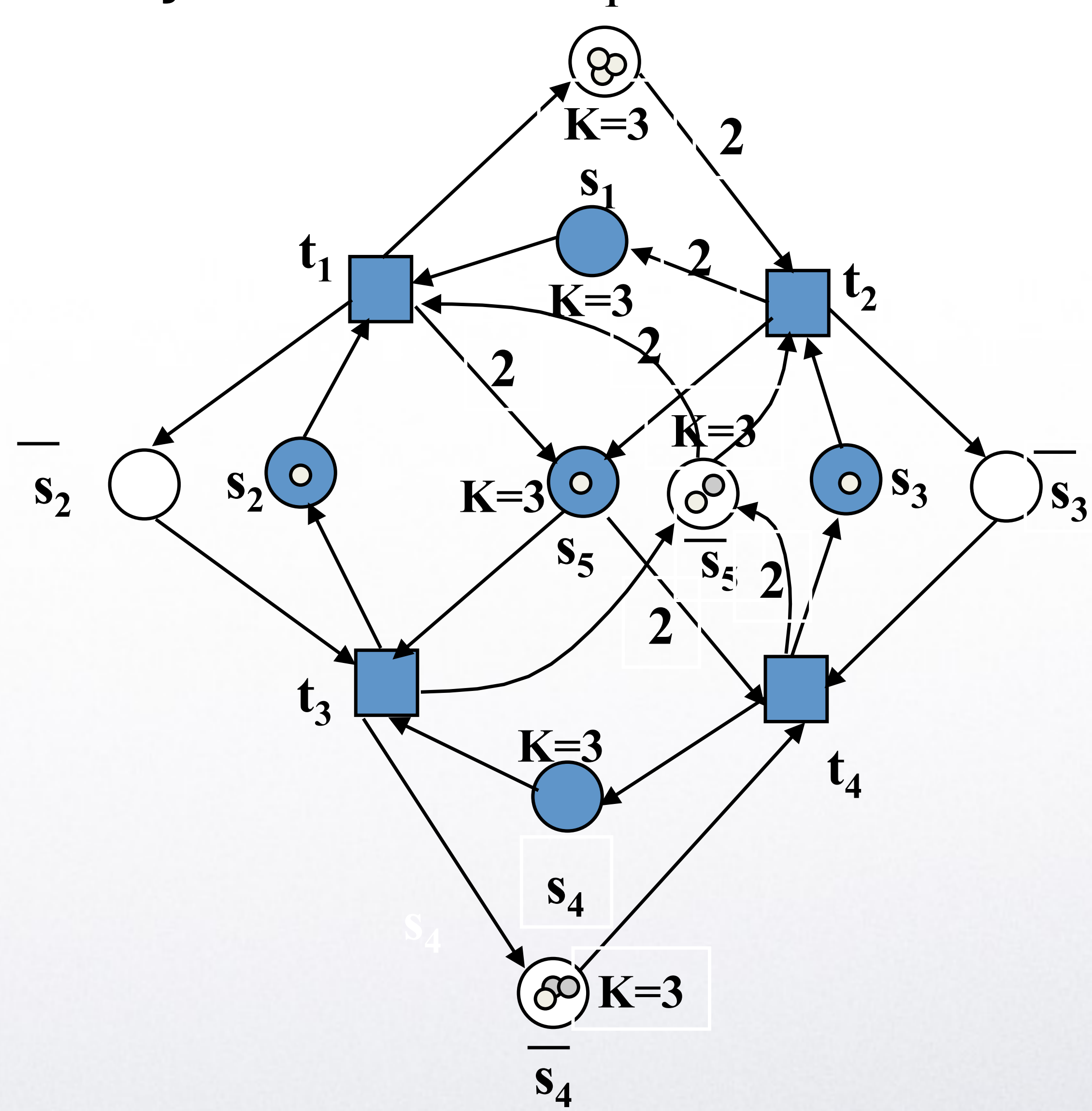
$$\xrightarrow{t_3} \begin{pmatrix}1\\1\\1\\0\\1\end{pmatrix}$$

$$\xrightarrow{t_1} \begin{pmatrix}0\\0\\1\\0\\3\end{pmatrix} \quad \times$$

$$\xrightarrow{t_2} \begin{pmatrix}3\\1\\0\\0\\2\end{pmatrix} \quad \times$$

Em uma rede completa não é preciso checar a capacidade das pós-condições





Flexibilizando a regra de transição

Definition 21

Seja uma rede $N = (S, T; F, W, K, M_0)$, uma transição $t \in T$ é dita fracamente habilitada se e somente se $\forall s \in \bullet t, M(s) \leq W(s, t)$.

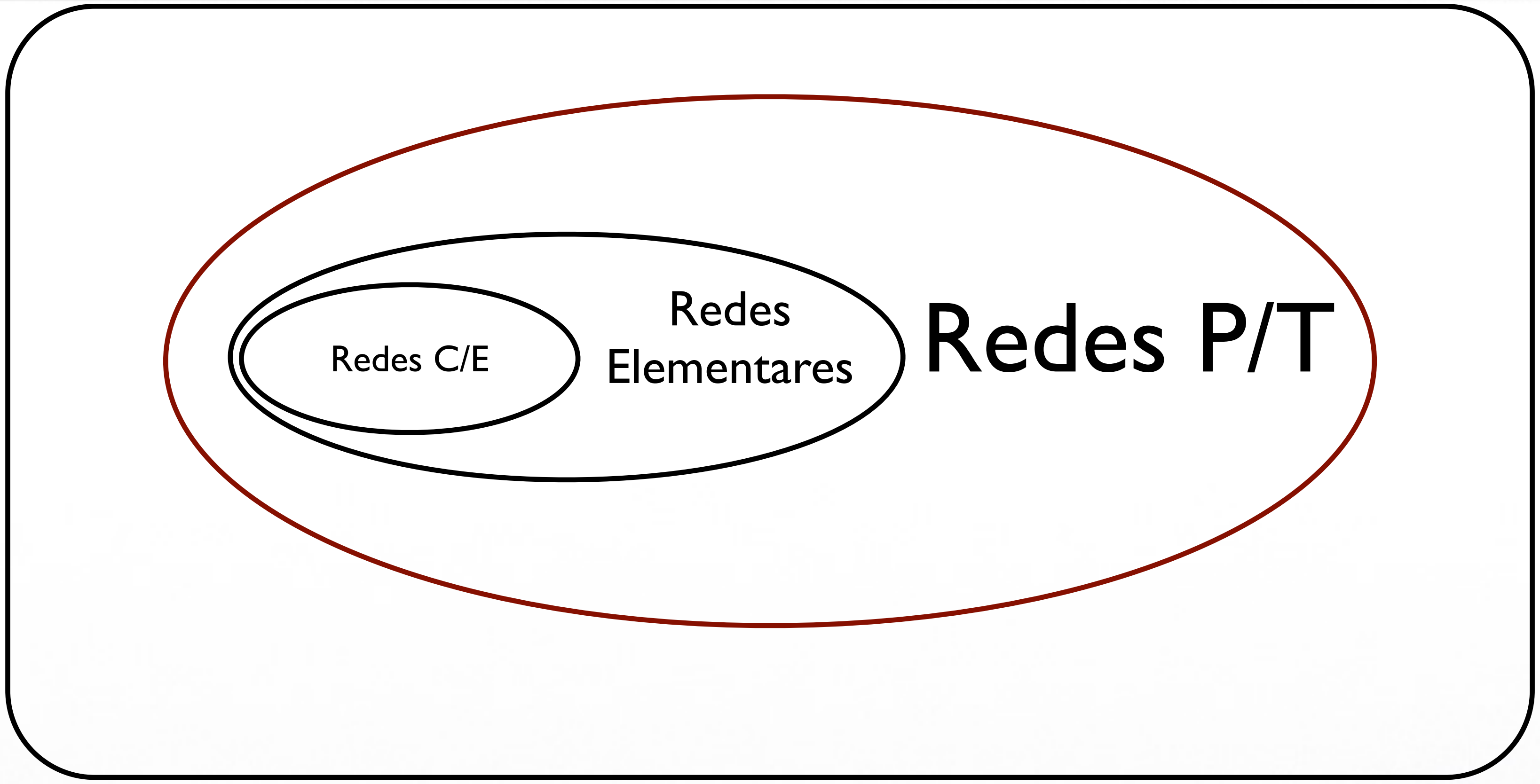
Uma regra de transição fraca é sempre aplicável a uma rede de capacidade infinita.

Teorema 2

Seja uma rede P/T < N, M_0> onde se aplica a regra de transição estrita, e seja < N', M'_0>, a sua rede dual, onde se aplica a regra de transição fraca. Os respectivos grafos de atingibilidade são isomorfos.

Portanto, para um ambiente de modelagem que trabalhe sempre com a rede dual não é preciso usar a regra de transição estrita.

No processe de análise de uma rede P/T é sempre possível usar a regra de transição fraca, uma vez que é sempre possível gerar a rede dual e usar a rede de transição fraca sobre esta rede.



A representação algébrica das redes P/T generaliza o caso das demais redes, que podem ser sintetizadas inserindo algumas restrições neste modelo geral.

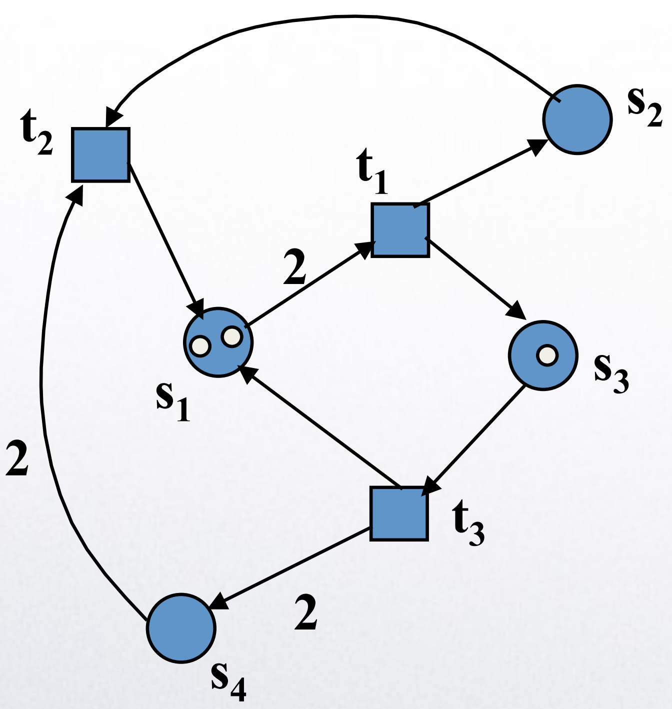
Como vimos na aula passada a equação de estado relaciona não apenas localidade (como definida até aqui) mas pode, se aplicada recursivamente, para associar um dado estado com o estado inicial escolhido para rede.

$$M_i = M_0 + A^T \sum_0^{i-1} T_j = M_0 + A^T \sigma_{i-1}$$

Assim, temos uma equação de estado onde somente o estado M_i e o vetor de habilitação T_j são "desconhecidos". Poderemos então "resolver" esta equação para determinar se um dado estado seria atingível a partir do estado inicial por uma sequencia de disparos T_j. No entanto, como já vimos, mesmo conseguindo uma solução inteira positiva, isso NÃO implica que o estado M_i é atingível. Por que?

Matriz de Incidência

Uma rede de Petri pode ser representada por sua matriz de incidências. Seja a rede supostamente ilimitada abaixo,

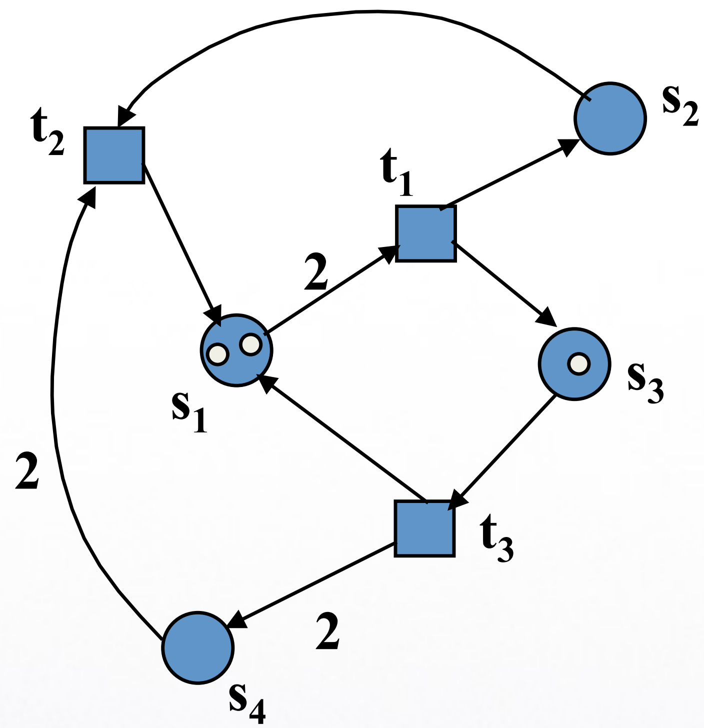


$$
\begin{array}{cc}
 & \begin{array}{cccc} s_1 & s_2 & s_3 & s_4 \end{array} \\
\mathbf{A} = & \begin{pmatrix} -2 & 1 & 1 & 0 \\ 1 & -1 & 0 & -2 \\ 1 & 0 & -1 & 2 \end{pmatrix} \begin{array}{c} t_1 \\ t_2 \\ t_3 \end{array}
\end{array}
$$

O vetor de habilitação

$$\sigma_{i,1} = \begin{cases} 1, & \text{se a transição } t_i \text{ está habilitada} \\ 0, & \text{se } t_i \text{ não está habilitada} \end{cases}$$

Equação de Estado



$$\boxed{M_{i+1} = M_i + A^T \sigma_i}$$

$$\begin{array}{ccccc} & s_1 & s_2 & s_3 & s_4 & \\ A = & \left(\begin{array}{cccc} -2 & 1 & 1 & 0 \\ 1 & -1 & 0 & -2 \\ 1 & 0 & -1 & 2 \end{array}\right) & & & & \begin{array}{c} t_1 \\ t_2 \\ t_3 \end{array} \end{array}$$

$$\sigma = \begin{pmatrix} 1 \\ 0 \\ 1 \end{pmatrix} \qquad M_0 = \begin{pmatrix} 2 \\ 0 \\ 1 \\ 0 \end{pmatrix}$$

Aplicando-se a relação recursivamente,

$$\mathbf{M}_{i+1} = \mathbf{M}_0 + \mathbf{A}^T \sum_{j=0}^{i} \sigma_j$$

$B_f \Delta M = 0$ determina as soluções da equação homogênea.

Neste caso B_f é uma ponderação na distribuição das marcas tal que estas se conservam na evolução de M_0 a M_{i+1}.

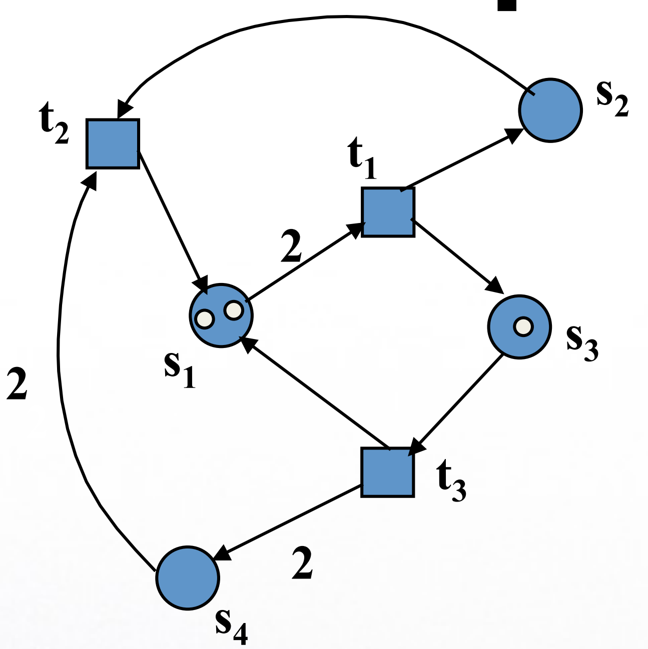
Neste caso, uma solução direta é que $AB_f^T=0$, e os vetores de B_f^T são chamados de S-invariantes.

Determinação de B*f*

$$\begin{array}{cc} & \begin{array}{cc} m-r & r \end{array} \\ \mathbf{A} = & \begin{bmatrix} \mathbf{A}_{11} & \mathbf{A}_{12} \\ \mathbf{A}_{21} & \mathbf{A}_{22} \end{bmatrix} \begin{array}{l} r \\ n-r \end{array} \end{array}$$

$$\mathbf{B}_f = [\mathbf{I}_{m-r} : -\mathbf{A}_{11}^T(\mathbf{A}_{12}^T)^{-1}]$$

Voltando ao exemplo



$$\mathbf{B}_f = [\begin{pmatrix} 1 & 0 \\ 0 & 1 \end{pmatrix} : -\begin{pmatrix} -2 & 1 \\ 1 & -1 \end{pmatrix}\begin{pmatrix} 1 & 0 \\ 0 & -1/2 \end{pmatrix}] = $$

$$= \begin{pmatrix} 1 & 0 & 2 & 1/2 \\ 0 & 1 & -1 & -1/2 \end{pmatrix}$$

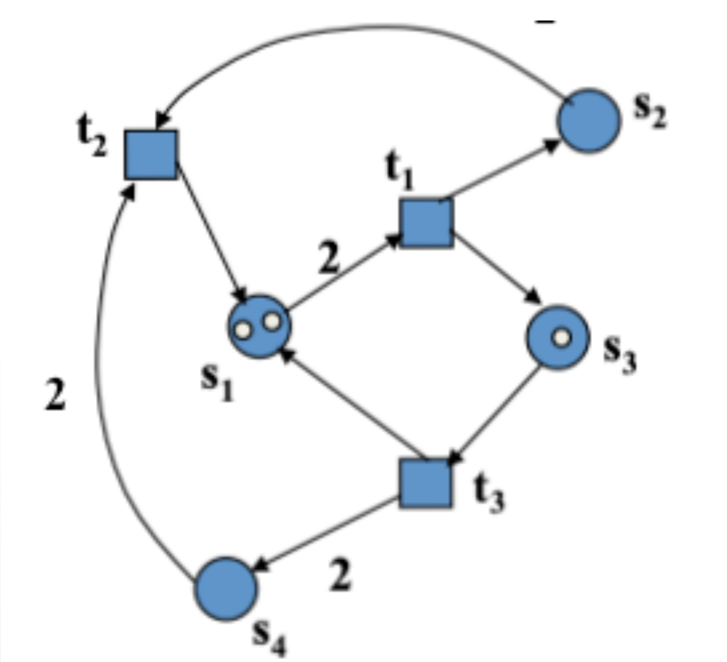
$$\mathbf{A} = \begin{array}{c} \begin{array}{cccc} s_1 & s_2 & s_3 & s_4 \end{array} \\ \begin{pmatrix} -2 & 1 & 1 & 0 \\ 1 & -1 & 0 & -2 \\ 1 & 0 & -1 & 2 \end{pmatrix} \end{array} \begin{array}{c} t_1 \\ t_2 \\ t_3 \end{array}$$

$$\begin{array}{cc} & \begin{array}{cc} m-r & r \end{array} \\ \mathbf{A} = & \begin{bmatrix} \mathbf{A}_{11} & \mathbf{A}_{12} \\ \mathbf{A}_{21} & \mathbf{A}_{22} \end{bmatrix} \end{array} \begin{array}{l} \mid r \\ \mid n-r \end{array}$$

$$\mathbf{B}_f = [\mathbf{I}_{m-r} : -\mathbf{A}_{11}^T(\mathbf{A}_{12}^T)^{-1}]$$

Portanto, temos que o vetor B_f é tal que $B_f \Delta M=0$, ou seja, para uma dada variação da marcação ΔM, se ponderarmos o vetor de marcas com a matriz Bf, tornaremos a variação de marcação nula. Assim, B_f torna a marcação invariante.

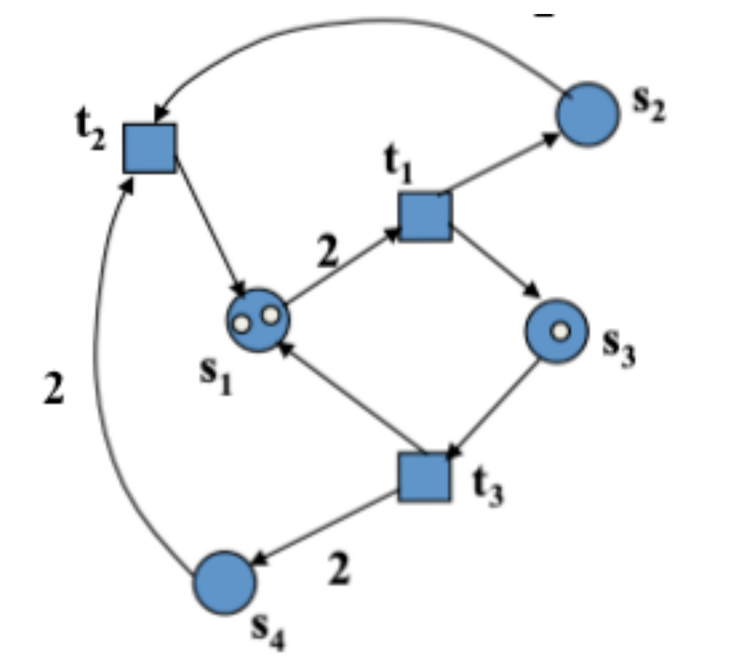
No exemplo utilizado até aqui ...



$$\begin{pmatrix}2\\0\\1\\0\end{pmatrix} \xRightarrow{t_1} \begin{pmatrix}0\\1\\2\\0\end{pmatrix} \xRightarrow{t_3} \begin{pmatrix}1\\1\\1\\2\end{pmatrix}$$

$$B_f \triangle M = B_f \left[\begin{pmatrix}2\\0\\1\\0\end{pmatrix} - \begin{pmatrix}0\\1\\2\\0\end{pmatrix} \right] = \begin{pmatrix}1 & 0 & 2 & 1/2\\ 0 & 1 & -1 & -1/2\end{pmatrix} \left[\begin{pmatrix}2\\-1\\-1\\0\end{pmatrix} \right] = \begin{pmatrix}0\\0\end{pmatrix}$$

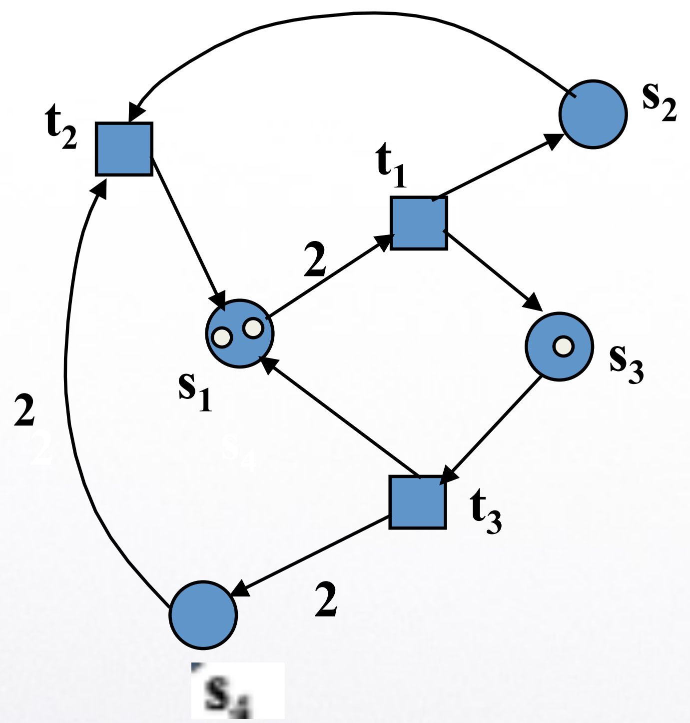
Similarmente, olhando o outro lado da equação ...



$$\mathbf{A}^T \sum_{j=0}^{i} \sigma_j = \mathbf{A}^T \overline{\sigma} = \mathbf{M}_{i+1} - \mathbf{M}_0 = \Delta\mathbf{M}$$

$$B_f A^T = \begin{pmatrix} 1 & 0 & 2 & 1/2 \\ 0 & 1 & -1 & -1/2 \end{pmatrix} \begin{pmatrix} -2 & 1 & 1 \\ 1 & -1 & 0 \\ 1 & 0 & -1 \\ 0 & -2 & 2 \end{pmatrix} = \begin{pmatrix} 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 \end{pmatrix}$$

Portanto, consideramos até aqui a dinâmica pertinente à conservação das marcas. Vamos agora olhar para a dinâmica da rede devido à evolução das marcas, isto é, as transições...



$$\begin{pmatrix}2\\0\\1\\0\end{pmatrix} \underset{t_1}{\Rightarrow} \begin{pmatrix}0\\1\\2\\0\end{pmatrix} \underset{t_3}{\Rightarrow} \begin{pmatrix}1\\1\\1\\2\end{pmatrix} \underset{t_2}{\Rightarrow} \begin{pmatrix}2\\0\\1\\0\end{pmatrix} \underset{t_3}{\Rightarrow} \begin{pmatrix}3\\0\\0\\2\end{pmatrix} \underset{t_1}{\Rightarrow} \begin{pmatrix}1\\1\\1\\2\end{pmatrix} \underset{t_3}{\Rightarrow}$$

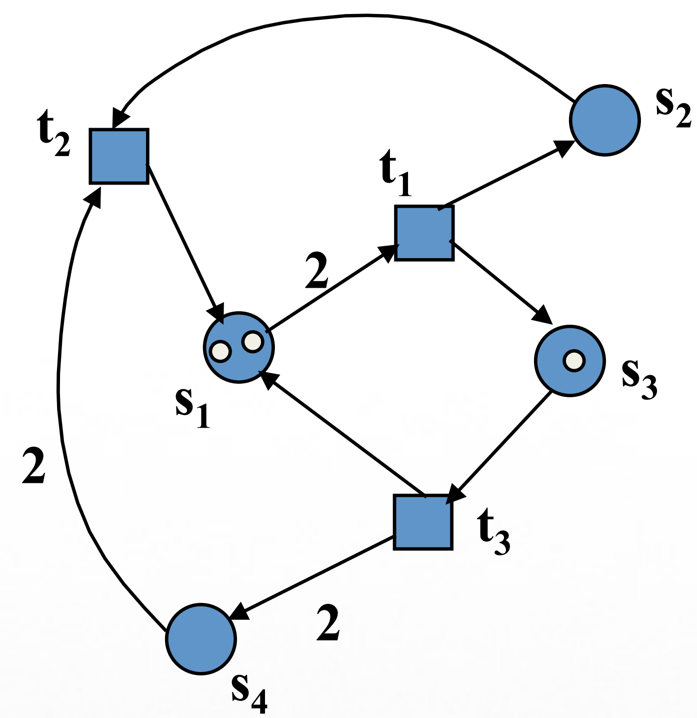
$$\begin{pmatrix}2\\1\\0\\4\end{pmatrix} \underset{t_2}{\Rightarrow} \begin{pmatrix}3\\0\\0\\2\end{pmatrix} \Rightarrow \ldots$$

Voltando à equação de estado podemos agora investigar a dinâmica da rede, e os ciclos,

$$\mathbf{A}^T \sum_{j=0}^{i} \sigma_j = \mathbf{A}^T \overline{\sigma} = \mathbf{M}_{i+1} - \mathbf{M}_0 = \Delta\mathbf{M}$$

Podemos agora selecionar os ciclos, isto é, estados e sequências de disparo tais que ΔM=0.

À soma dos vetores de habilitação que caracterizam este processo chamamos de T-invariante.

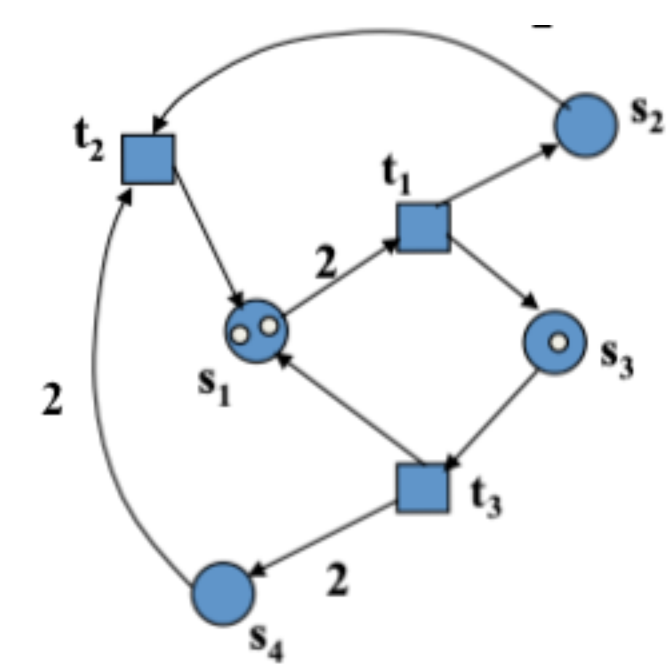


$$\begin{pmatrix} -2 & 1 & 1 \\ 1 & -1 & 0 \\ 1 & 0 & -1 \\ 0 & -2 & 2 \end{pmatrix} \begin{pmatrix} x \\ y \\ z \end{pmatrix} = \begin{pmatrix} 0 \\ 0 \\ 0 \\ 0 \end{pmatrix}$$

$$x = y = z$$

$$\mathbf{A} = \begin{array}{c c} \begin{array}{cccc} s_1 & s_2 & s_3 & s_4 \end{array} & \\ \begin{pmatrix} -2 & 1 & 1 & 0 \\ 1 & -1 & 0 & -2 \\ 1 & 0 & -1 & 2 \end{pmatrix} & \begin{array}{c} t_1 \\ t_2 \\ t_3 \end{array} \end{array}$$

Em primeira determinação, isto é, fazendo com que x=y=z assuma o menor inteiro positivo, temos que x=y=z=1

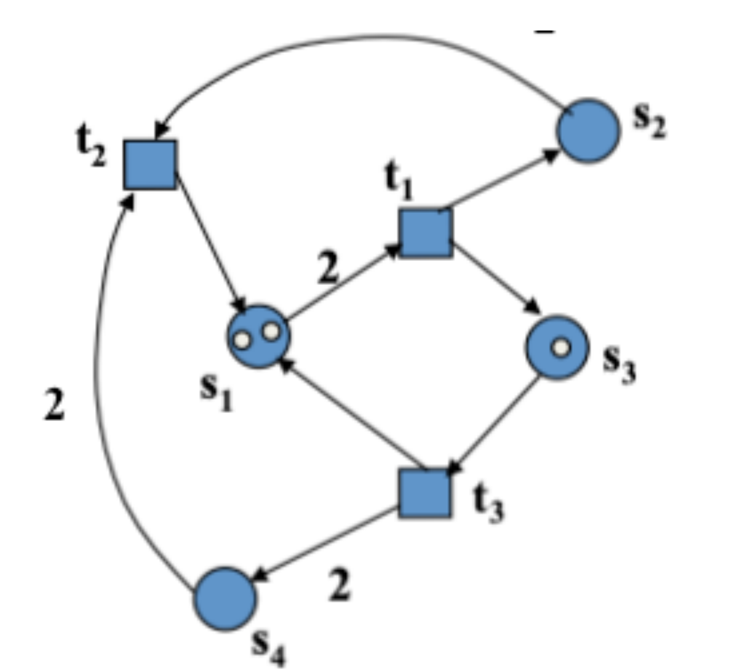


$$\begin{pmatrix} -2 & 1 & 1 \\ 1 & -1 & 0 \\ 1 & 0 & -1 \\ 0 & -2 & 2 \end{pmatrix} \begin{pmatrix} x \\ y \\ z \end{pmatrix} = \begin{pmatrix} 0 \\ 0 \\ 0 \\ 0 \end{pmatrix}$$

$$\begin{aligned} -2x + y + z &= 0 \\ x - y &= 0 \\ -2y + 2z &= 0 \end{aligned}$$

$$\therefore \quad x = y = z$$

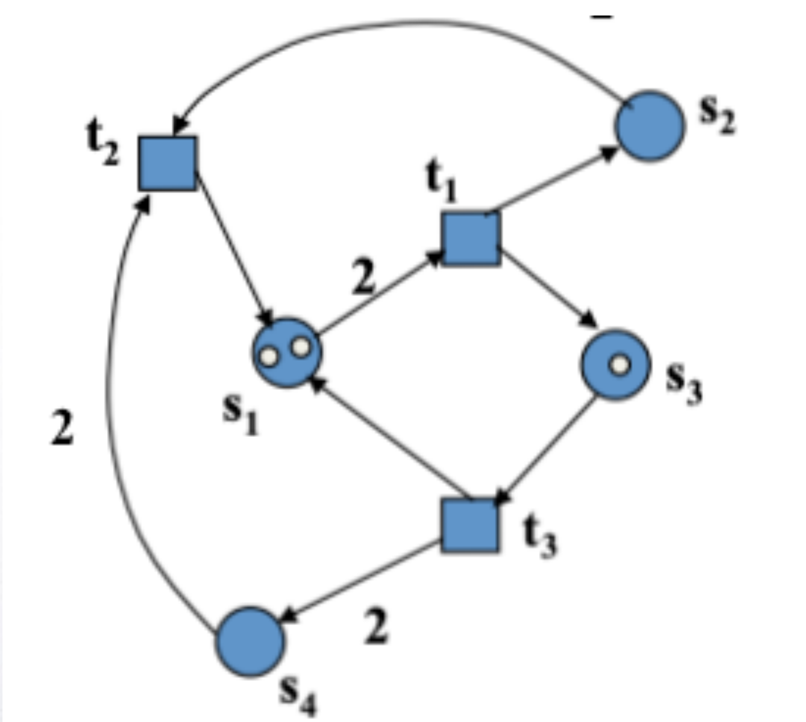
Note que existem passos (string de transições independentes) que levam o sistema ao mesmo estado, isto é, denotam ciclos



$$\begin{pmatrix}2\\0\\1\\0\end{pmatrix} \overset{t_1}{\Rightarrow} \begin{pmatrix}0\\1\\2\\0\end{pmatrix} \overset{t_3}{\Rightarrow} \begin{pmatrix}1\\1\\1\\2\end{pmatrix} \overset{t_2}{\Rightarrow} \begin{pmatrix}2\\0\\1\\0\end{pmatrix} \overset{t_3}{\Rightarrow} \begin{pmatrix}3\\0\\0\\2\end{pmatrix} \overset{t_1}{\Rightarrow} \begin{pmatrix}1\\1\\1\\2\end{pmatrix} \overset{t_3}{\Rightarrow}$$

$$\begin{pmatrix}2\\1\\0\\4\end{pmatrix} \overset{t_2}{\Rightarrow} \begin{pmatrix}3\\0\\0\\2\end{pmatrix} \Rightarrow \ldots$$

O processo $t_1\ t_3\ t_2$ gera ciclos invariantes
em estados diferentes, como mostrado anteriormente.



$$\sigma_1 = \begin{pmatrix}1\\0\\0\end{pmatrix}, \sigma_2 = \begin{pmatrix}0\\0\\1\end{pmatrix} \text{ e } \sigma_3 = \begin{pmatrix}0\\1\\0\end{pmatrix} \Rightarrow$$

$$\Rightarrow \sum_{1}^{3} \sigma_i = \begin{pmatrix}1\\1\\1\end{pmatrix} \text{ é um T-invariante}$$

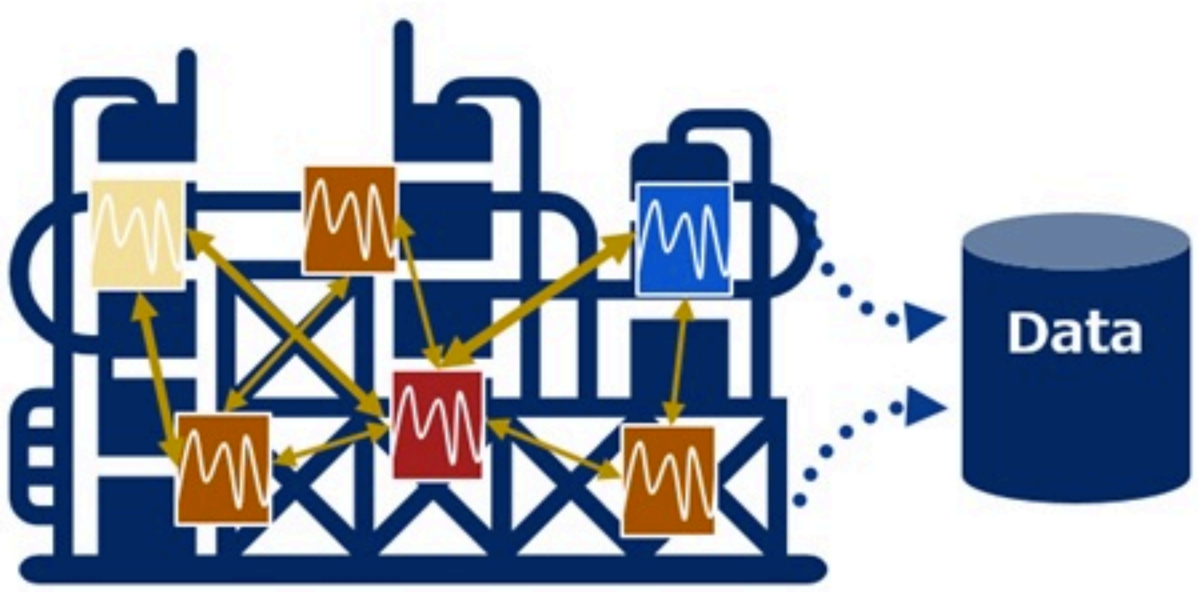
Formal methods have been successfully used for the **development of safety-critical systems**; however, the need for skilled knowledge when writing formal models and the reasoning about them represents a major barrier in the adoption of formal methodologies for the development of non-critical applications. A key aspect in the verification of formal models and in the development of reliable systems is the **identification of invariants**. However, finding correct and meaningful invariants for a model represents a significant challenge. That is why many researchers are dedicated to automate this process.

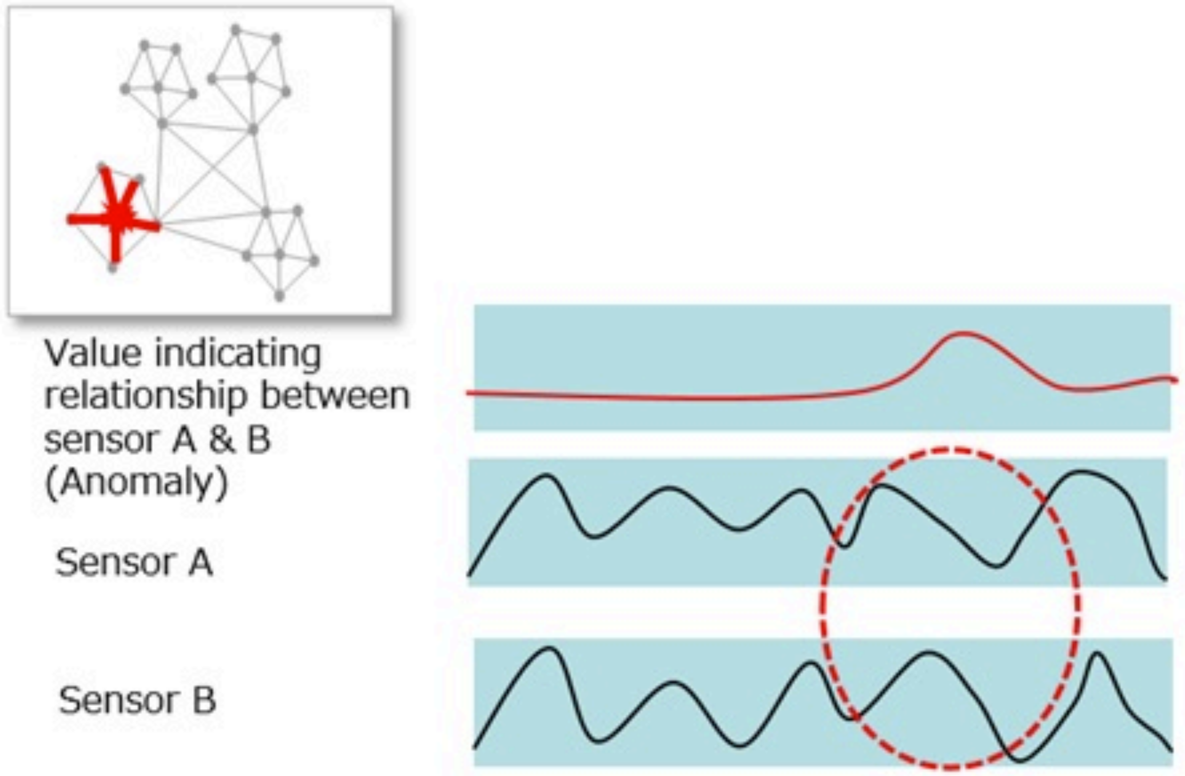
Resumindo:

- Existe um mapeamento entre a representação gráfica e algébrica para redes de Petri;
- Portanto os métodos e análise podem usar indistintamente as duas formas de representação;
- A representação algébrica é baseada na equação de estado, e evolui pela análise de propriedades, incluindo a análise de invariantes (de lugar e de transição).

Invariant Analysis

Visualizing "usual" states <Invariant model>	Detecting "not usual" relationships <Real-time anomaly detection>





Automatically identify relationships that even experts could not discover

Comprehensively visualize all relationships to detect anomalies early

Modelagem e Análise em Redes de Petri

Possíveis estratégias :

- Classificação (fazer um estudo prévio de certas classes de rede e simplesmente identificar cada caso prático com uma das classes)

- Identificar propriedades "desejáveis" nas redes associadas a casos práticos, implicando que já existe uma associação destas propriedades com comportamento ou estrutura do sistema.

- Reproduzir a rede de cobertura e fazer a análise sobre esta rede

Vários trabalhos mostram que o problema da atingibilidade de um dado estado é decidível.

J. Esparza, Decidability and Complexity of Petri Nets Problems:An Introduction. Advanced Courses in Petri Nets, 1998, in Lecture Notes in Comp. Science 1491, Lectures in Petri Nets : Basic Models.

A relação de atingibilidade foi definida como:

Definition 11

Definimos a relação de atingibilidade $R = (r \cup r^{-1})^{\star}$, onde $r \subseteq \mathscr{P}(S) \times \mathscr{P}(S)$ de modo que $c\, r\, c' \iff \exists v \in T \,|\, c\, |v\rangle\, c'$.

o processo de análise pode incluir a demonstração que um dado estado pertence ao forward case class de uma marcação inicial M_0

$$\mathbf{M} \in |\mathbf{M}_0\rangle ?$$

$$\mathbf{M}_{i+1} = \mathbf{M}_0 + \mathbf{A}^T \sum_{j=0}^{i} \sigma_j$$

$$\mathbf{M}_{i+1} = \mathbf{M}_0 + \mathbf{A}^T \sum_{j=0}^{i} \sigma_j$$

Fazendo $\sum_{j=0}^{i} \sigma_j = \overline{\sigma}$, temos a equação não - homogênea,

$\mathrm{A}^{\mathrm{T}} \overline{\sigma} = \Delta M$. Se esta equação tiver solução não saberemos de fato se existe uma permutação de σ's que seja exequivel na prática, e que tornaria o estado de fato atingível. Entretanto, se a equação não tem solução, então o estado em questão NÃO é atingível. Temos assim uma condição necessária para a atingibilidade, obtida diretamente da equação de estado.

Árvore de Cobertura

Definition 22

Seja uma rede P/T $< N, M_0 >$, e seja uma marcação $M \in |M_0\rangle$. A marcação M é dita emcampável (coverable) se e somente se existir uma marcação $M' \in |M_0\rangle$ tal que $M' \geq M$, isto é, $\forall s \in S, M'(s) \geq M(s)$.

Uma árvore de cobertura é uma estrutura que tem a marcação inicial como raiz e cada ramo representando os diferentes processos ou sequencia de disparos até encontrar um "dead end" ou uma marcação já visitada.

Algoritmo de Construção da Árvore de Cobertura

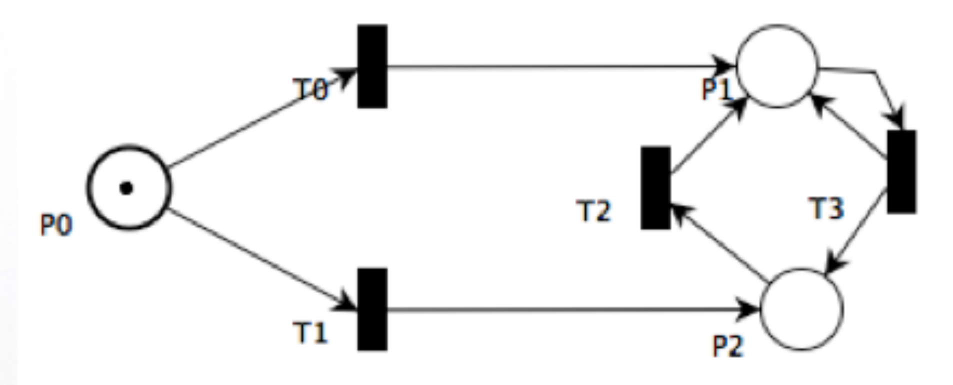
1) Tome M_0 como raiz e rotule este estado como “new”

2) Enquanto existir uma marcação denotada por “new” faça
   2.1) Selecione uma nova marcação M (apontada por “new”);
   2.2) Se M for idêntica a alguma marcação já visitada, rotule esta marcação como “old” e procure uma nova marcação.
   2.3) Se nenhuma transição está habilitada então rotule M como um “final trap”;
   2.4) Enquanto existirem transições habilitadas em M, faça
      2.4.1) Obtenha a marcação resultante do firing de $t \in M^{\bullet}$;
      2.4.2) Se a nova marcação é superável substitua M´por *w*
      2.4.3) Faça um novo nó com M´, desenhe um arco com rótulo t de M para M´ e rotule M´ como “new”.

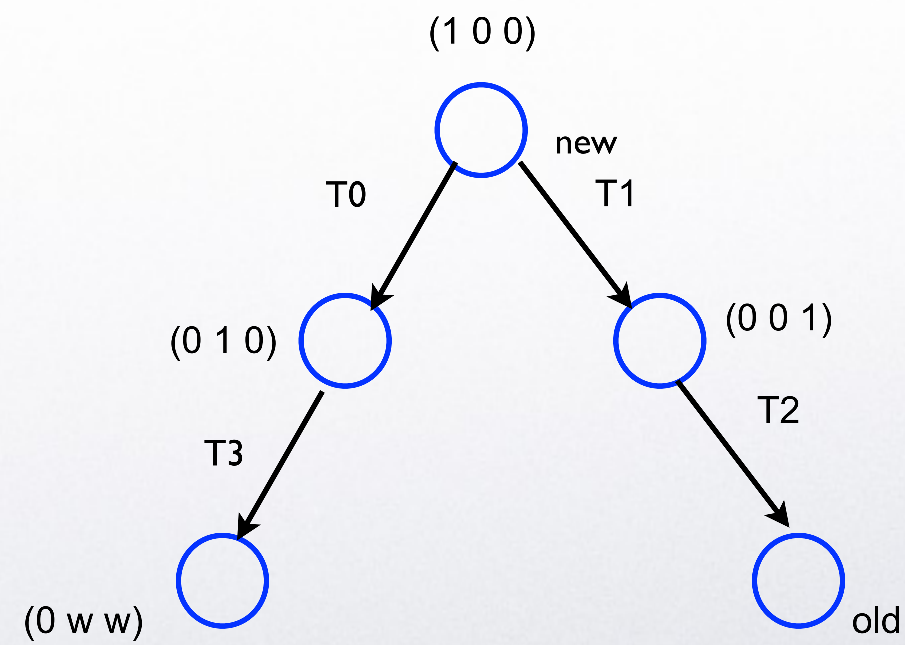
Exemplo

1) Tome M_0 como raiz e rotule este estado como “new”

2) Enquanto existir uma marcação denotada por “new” faça
   - 2.1) Selecione uma nova marcação M (apontada por “new”);
   - 2.2) Se M for idêntica a alguma marcação já visitada, rotule esta marcação como “old” e procure uma nova marcação.
   - 2.3) Se nenhuma transição está habilitada então rotule M como um “final trap”;
   - 2.4) Enquanto existirem transições habilitadas em M, faça
     - 2.4.1) Obtenha a marcação resultante do firing de $t \in M^{\bullet}$;
     - 2.4.2) Se a nova marcação é superável substitua M´por *w*
     - 2.4.3) Faça um novo nó com M´, desenhe um arco com rótulo t de M para M´ e rotule M´ como “new”.



Em princípio os lugares P1 e P2 têm capacidade w.



Verificação formal de sistemas em Redes de Petri

- O processo de verificação formal pode ser traduzido em um algoritmo capaz de provar que uma propriedade é válida em dadas condições iniciais;
- O mecanismo de prova demonstra propriedades em um caso geral, baseado em métodos simbólicos e declarativos;
- As técnicas de análise formal agrupam várias propriedades de uma rede de Petri associadas a um modelo de artefato em fase de design.

Padronização das redes

IEC/ISO 15909

Parte 1 (2004): modelo semântico, definição teórica das redes clássicas e das redes de alto nível.

Parte 2 (2005-2008): definição do protocolo de importação/exportação, PNML.

Parte 3 (?) : Extensões, Redes Temporizadas, modularidade, hierarquia.

A rede de Petri tem todos os elementos fundamentais à análise de sistemas?

No passado foram desenvolvidas tipos de rede adaptadas para diferentes aplicações:

Sistemas de telecomunicação

Redes de computadores

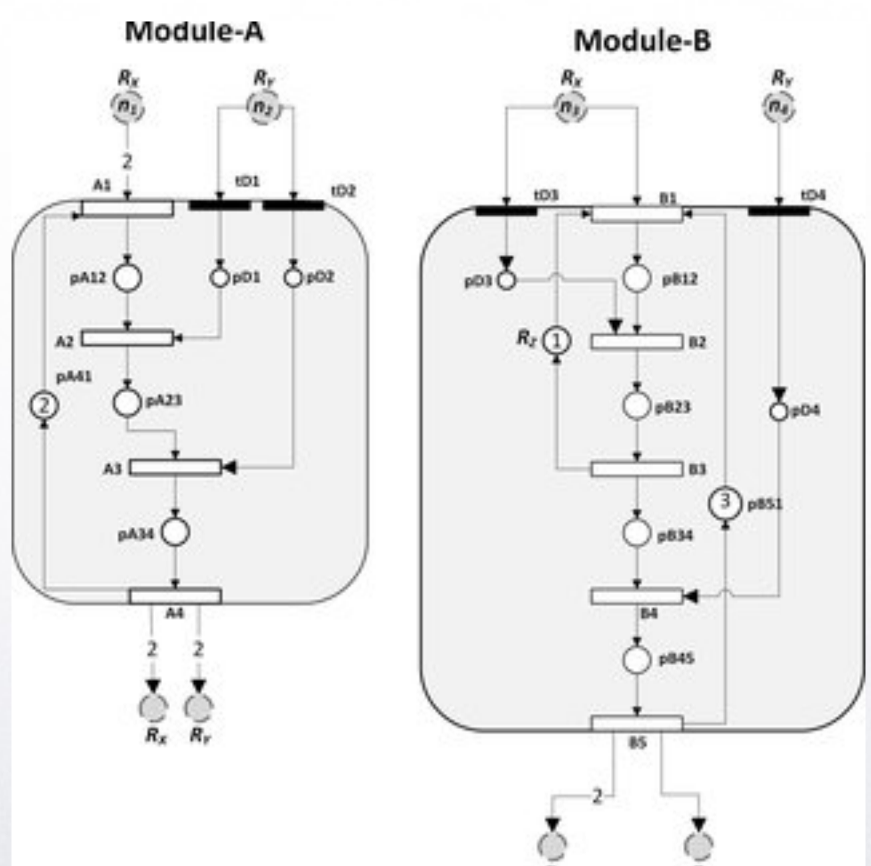
Sistemas de manufatura

Sistemas químicos de produção em batelada

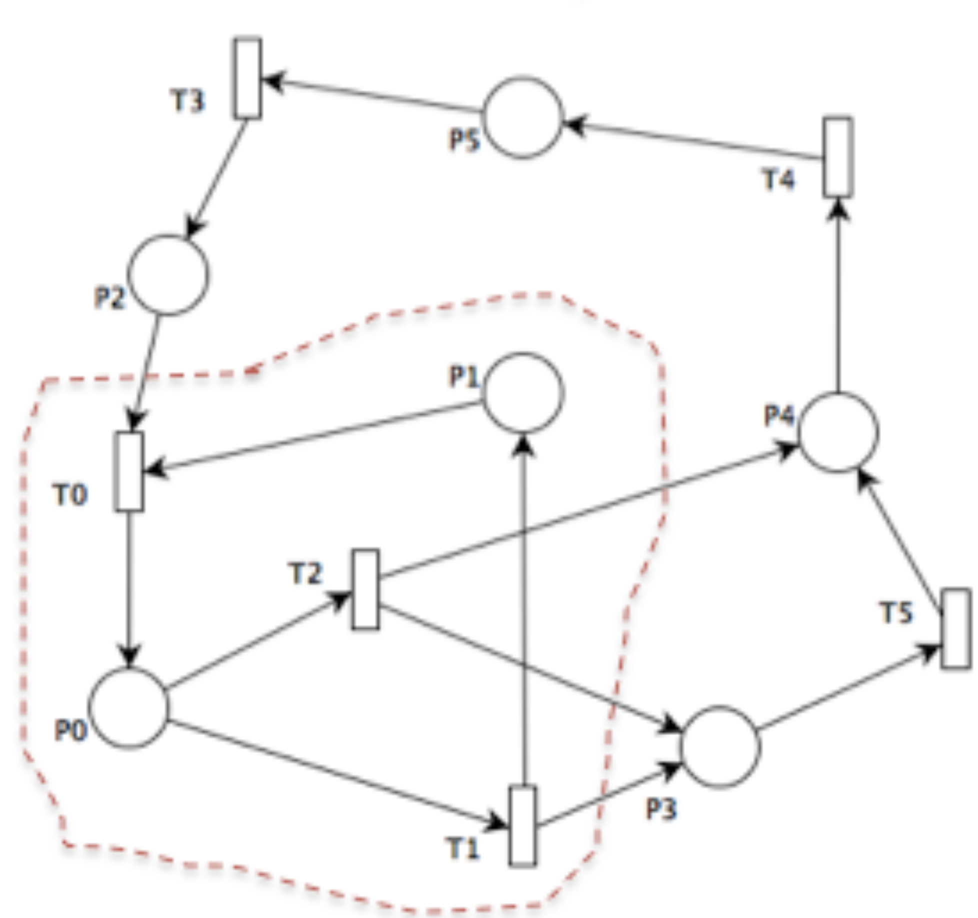
Sistemas de transporte (inteligentes)

etc.

Petri nets have been applied to even large systems design, which pointed to the need to include more abstract features in the formalism.



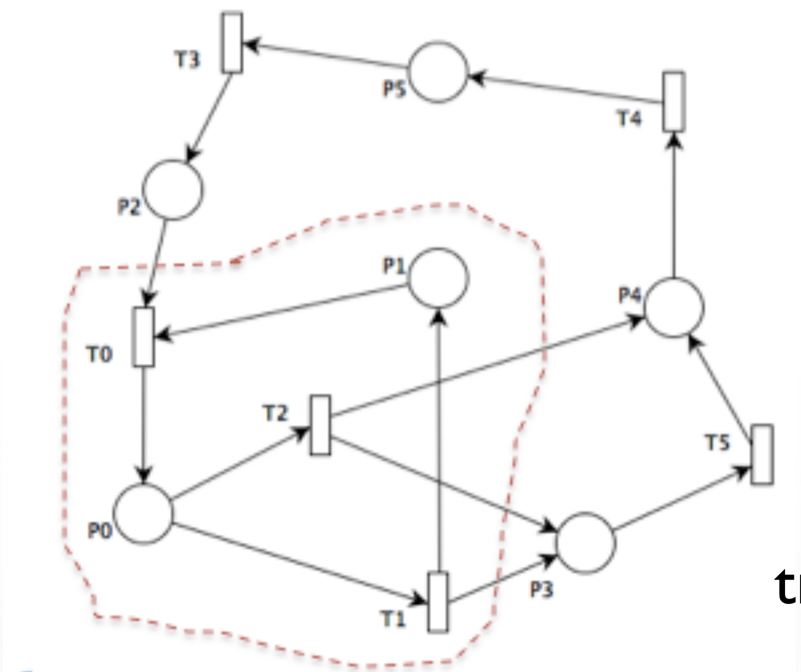
Hierarquia em redes clássicas

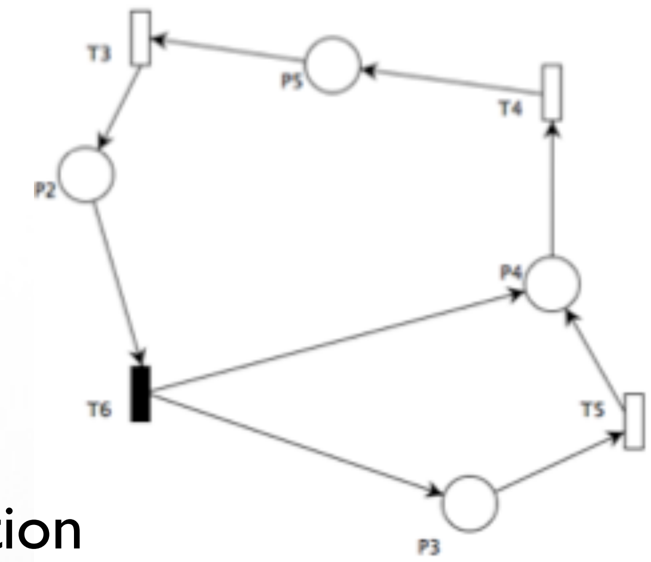


Definition 39

Seja uma estrutura de rede $N = (S, T; F)$. Seja $X = S \cup T$ e um sub-cojunto $Y \subseteq X$. Definimos uma borda de N como o conjunto $\partial(N) = \{y \in Y | \exists x \notin Y . x \in loc(y)\}$.

Substituição de uma sub-rede



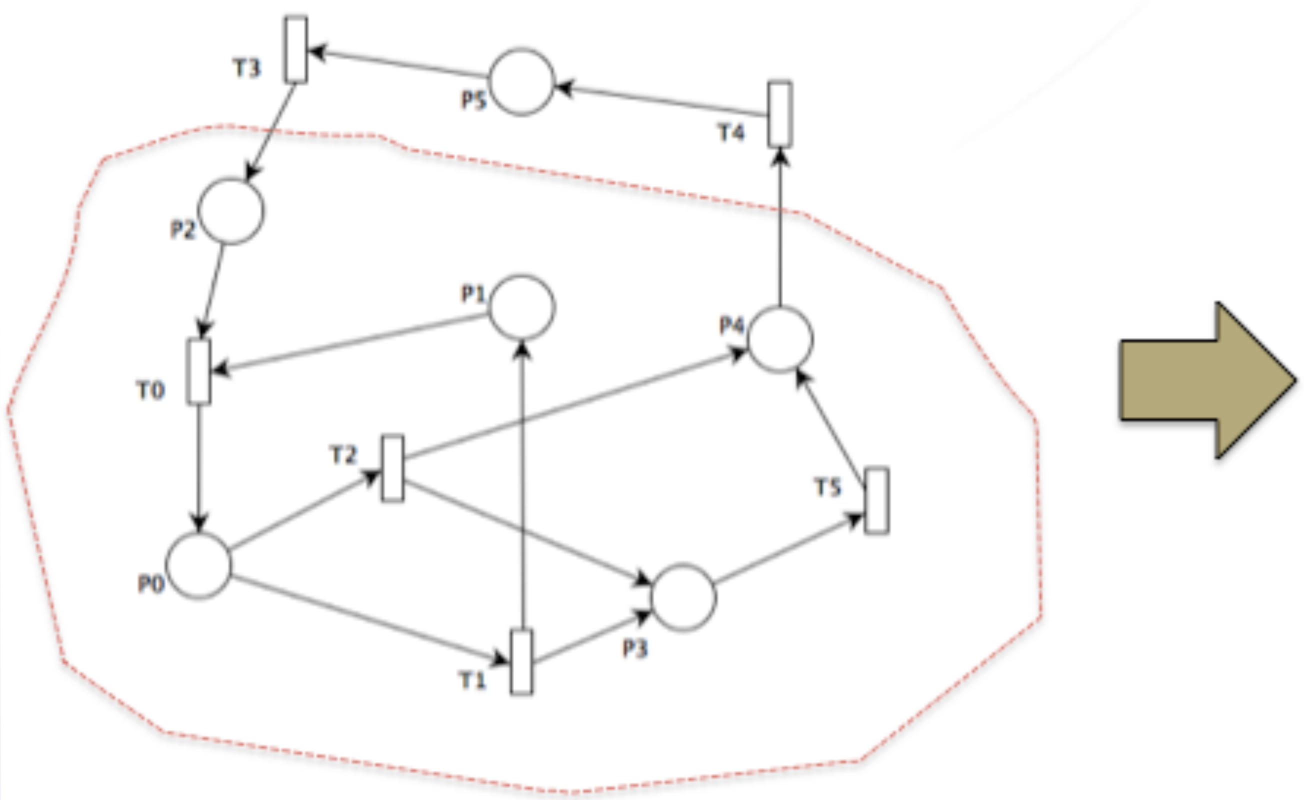


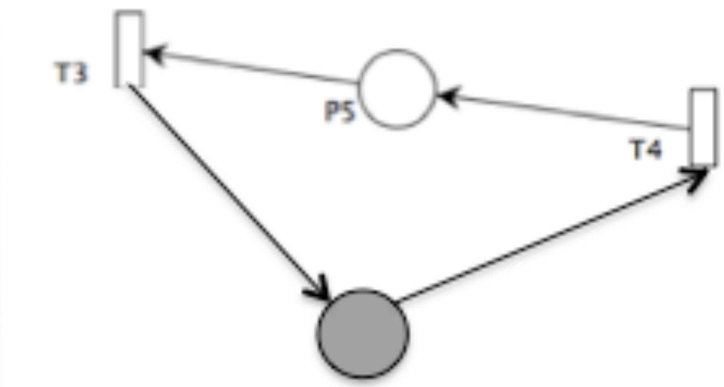
transition bounded substitution

Definition 40

Um sub-conjunto de elementos Y da rede $N = (S, T; F)$ é dito limitado por lugar (place bounded) ou aberto, se e somente se $\partial(Y) \subseteq S$. Similarmente, um sub-conjunto Y desta rede é dito limitado por transição (transition bounded), se e somente se $\partial(Y) \subseteq T$.

54





place bounded substitution

Se em uma rede com estrutura $N = (S, T; F)$ existe uma sub-rede Y limitada por transição, a substituição desta sub-rede Y gera uma rede $N' = (S', T'; F')$ onde:

(i) $S' = S \backslash Y$;
(ii) $T' = T \backslash Y \cup \{t_y\}$, onde t_y é o novo elemento que substitui Y;
(iii) $F' = F \backslash Int(Y)$ onde $Int(Y)$ é o conjunto dos arcos internos de Y.

.

Similarmente, se a sub-rede Y é limitada por lugar,
(i) $S' = S \backslash Y \cup \{s_y\}$, onde s_y é o novo elemento que substitui Y;
(ii) $T' = T \backslash Y$;
(iii) $F' = F \backslash Int(Y)$ onde $Int(Y)$ é o conjunto dos arcos internos de Y.

Hierarchy is a good abstraction feature. However, the real challenge is to associate that with the property analysis, so that the abstract net preserve the same properties than the expanded one.

The proper requirement is a key issue for that.

Na aula de hoje avançamos na definição das redes Place/Transition (englobando os modelos de redes elementares) e nos métodos de análise, seja usando o grafo de atingibilidade, seja usando propriedades.

Na próxima aula veremos:

- **Cálculo de invariantes** e outros métodos de análise formal;
- Investigaremos as possibilidades de **unir redes de Petri à lógica de primeira ordem**;
- ... e com isso nos prepararemos para ampliar a base formal das redes de Petri nas **redes de alto nível**.