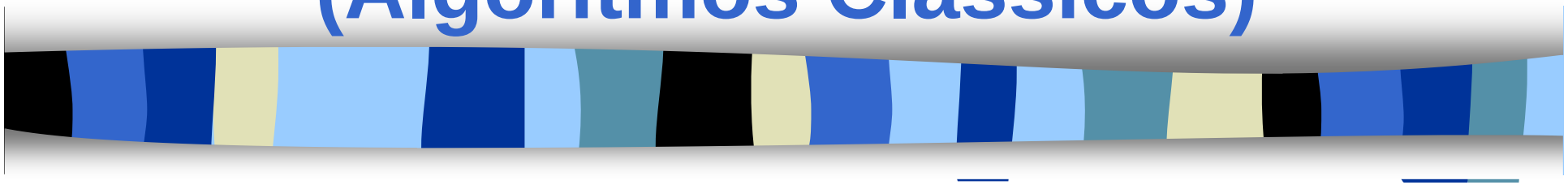
Universidade Federal do Amazonas
Faculdade de Tecnologia
Departamento de Eletrônica e Computação

Escalonamento (Algoritmos Clássicos)



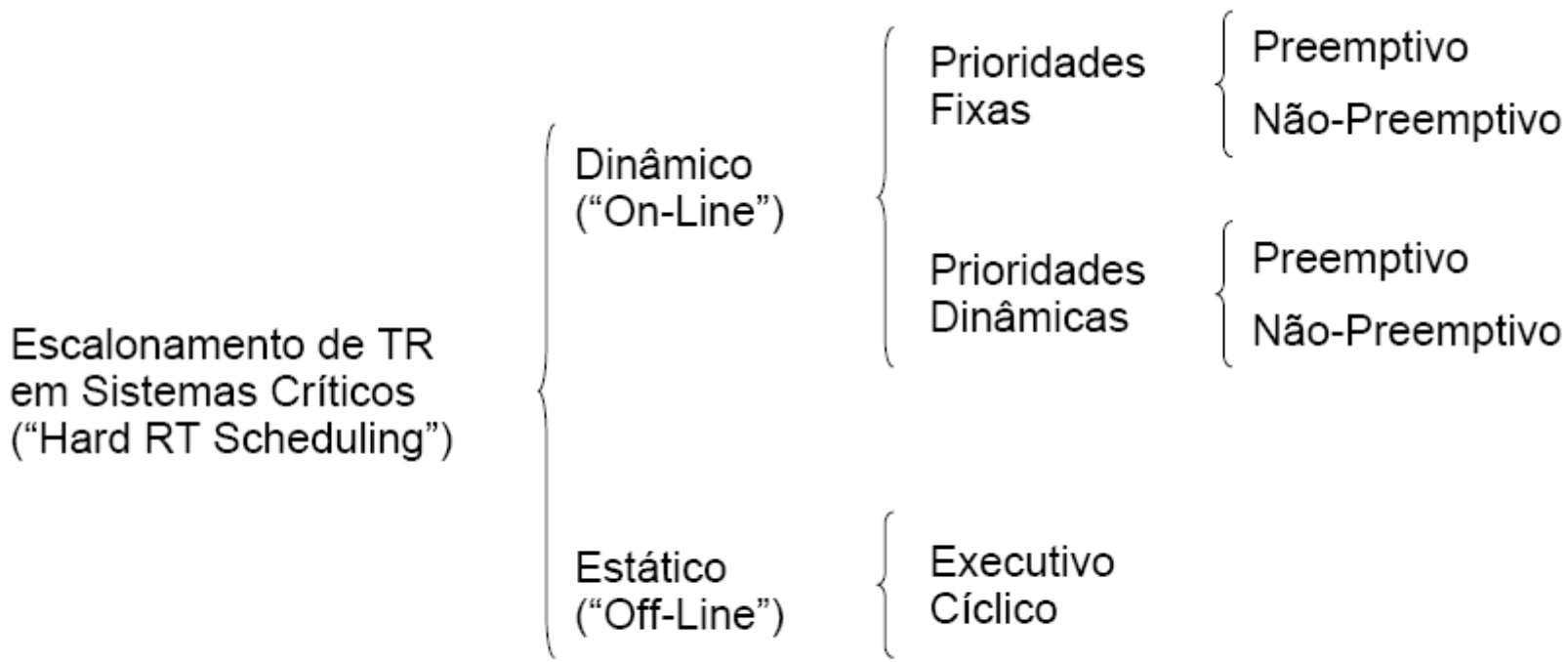
Lucas Cordeiro
lucascordeiro@ufam.edu.br

Notas de Aula

Baseado nas Notas de Aula do Prof. Francisco Vasques, da Faculdade de Engenharia da Universidade do Porto.
http://www.fe.up.pt/~vasques

Baseado nas notas de aula de Automação Industrial do Prof. Peter Göhner do *Institut für Automatisierungs- und Softwaretechnik (IAS)* da Universidade de Stuttgart,
http://www.ias.uni-stuttgart.de/

Classificação Alg. Escalonamento



Escal. em Sistemas Críticos e não Críticos

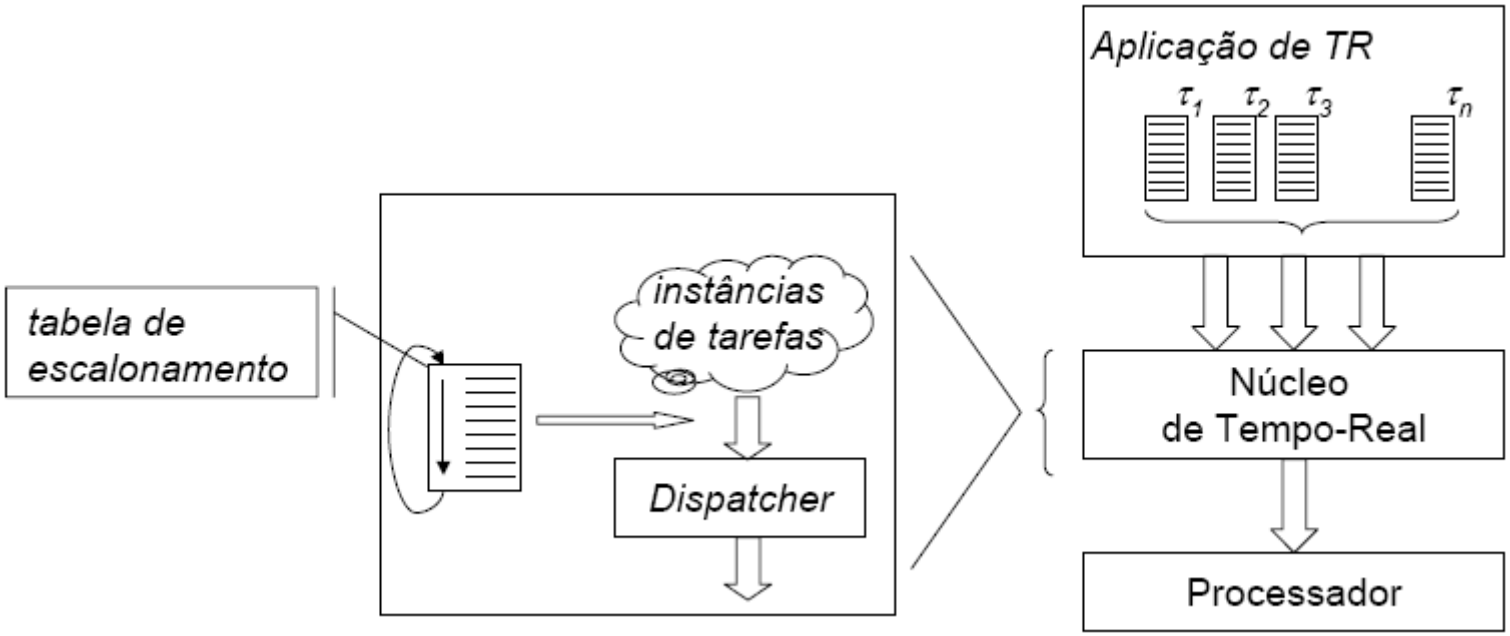
- O escalonamento em *sistemas críticos é baseado na* **adequabilidade de recursos**
  - **garantia** em fase de concepção de um **tempo de resposta** adequado para a execução de cada uma das tarefas
  - Os *testes de escalonabilidade devem ser* ***determinísticos***
    - *deve-se verificar que, para os pressupostos de carga* assumidos, o tempo de resposta máximo é inferior à sua meta temporal
- Para o caso de *sistemas não-críticos, sabendo que a violação de metas temporais* não é crítica, admite-se a utilização de **métodos *probabilísticos***
  - *por exemplo,* baseados em **simulações**, para a verificação da garantia de escalonabilidade

Executivo Cíclico (1)

- **Escalonamento Estático**
  - Um escalonador é considerado estático se **tomar previamente** todas as decisões de escalonamento, gerando, em tempo de compilação, uma **tabela de escalonamento** com a sequência de execução das tarefas
    - Em tempo de execução, esta tabela será repetidamente executada pelo processo de *"dispatcher", com a periodicidade adequada*
- Qualquer **variação no modelo** de tarefas implicará a geração de uma nova tabela de escalonamento
  - A *garantia de escalonabilidade é fornecida por simples inspeção da tabela de* escalonamento

Executivo Cíclico (2)

- **Escalonamento Estático (Executivo Cíclico)**



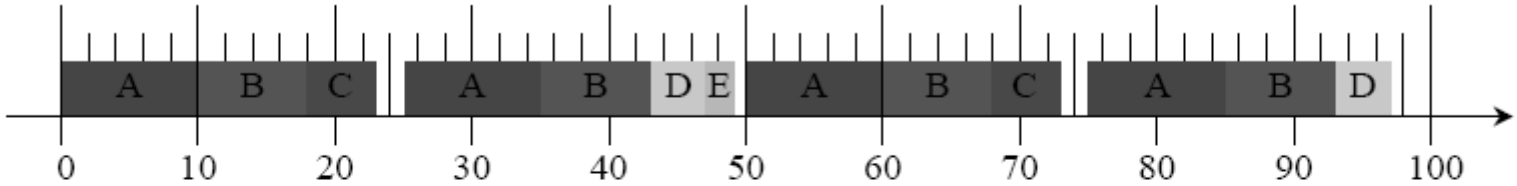
Executivo Cíclico (3)

- **Exemplo de Escalonamento Estático**

$$U_i = \frac{C_i}{T_i}$$

$$U_A = \frac{10}{25} = 0{,}4$$

tarefa	*C*	*T*	*d*	*U*
A	*10*	*25*	*25*	*0,4*
B	*8*	*25*	*25*	*0,32*
C	*5*	*50*	*50*	*0,1*
D	*4*	*50*	*50*	*0,08*
E	*2*	*100*	*100*	*0,02*
				U_total: 0,92

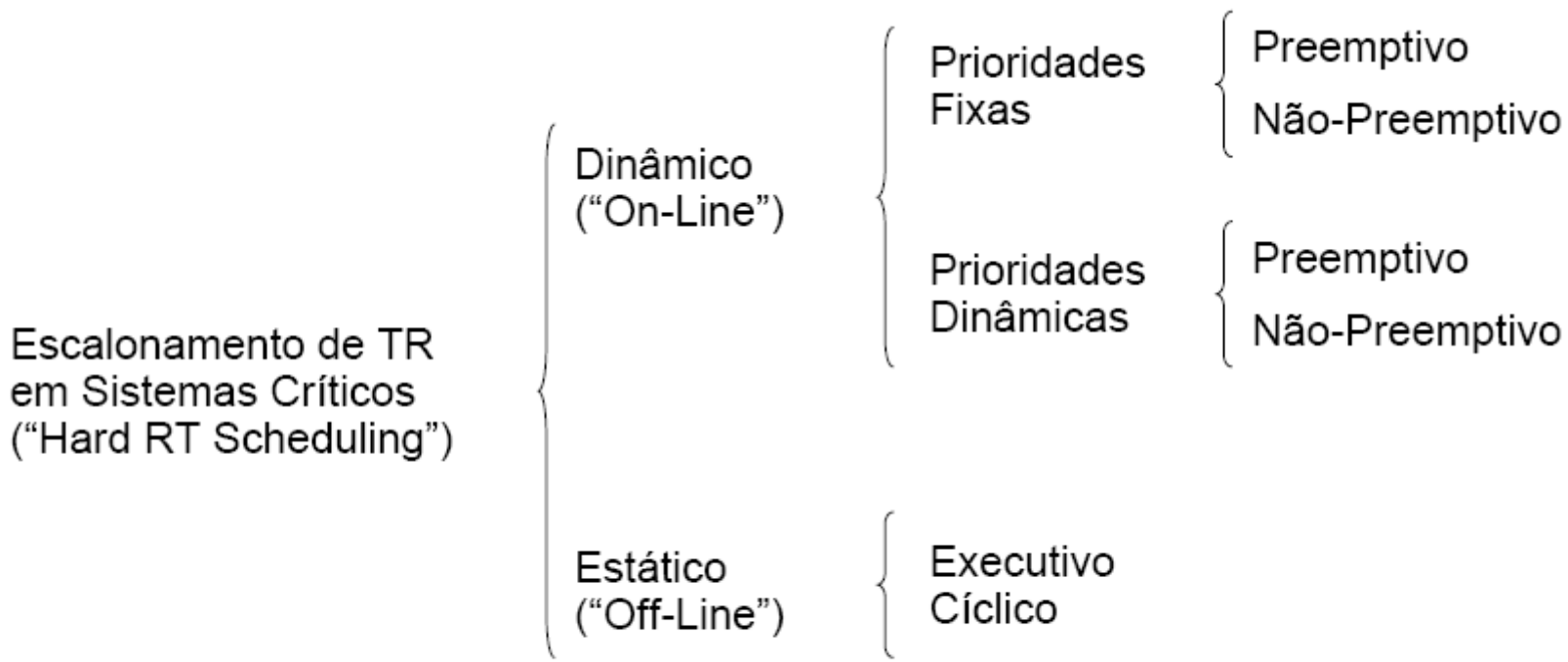


– Tabela de escalonamento organizada em micro-ciclos com duração igual a m.d.c.{T}=25, sendo o comprimento total da tabela de escalonamento (macro-ciclo) igual ao m.m.c. {T}=100.

Executivo Cíclico (4)

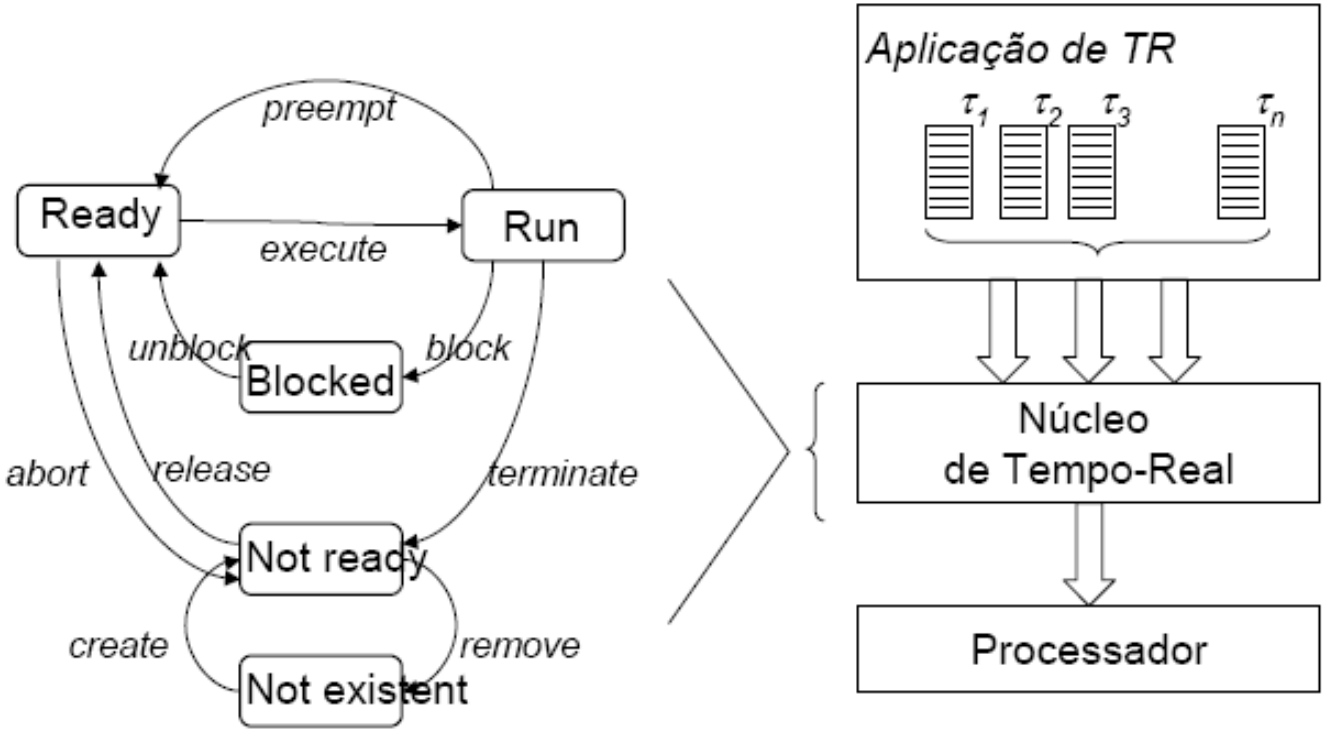
- Vantagens de um escalonamento estático:
  - Suporte eficaz à implementação de **relações de precedência** entre tarefas
  - Comportamento do sistema completamente **previsível**
  - **Sobrecarga mínima** em tempo de execução
  - Muito utilizado para suporte de aplicações de **elevada criticalidade** (devido à simplicidade do processo de certificação)
- Desvantagens de um escalonamento estático:
  - Escalonamento de **baixa flexibilidade**, dificultando tanto operações de modificação do conjunto de tarefas, como a execução de tarefas esporádicas e/ou aperiódicas

Classificação Alg. Escalonamento



Escalonamento Dinâmico (1)

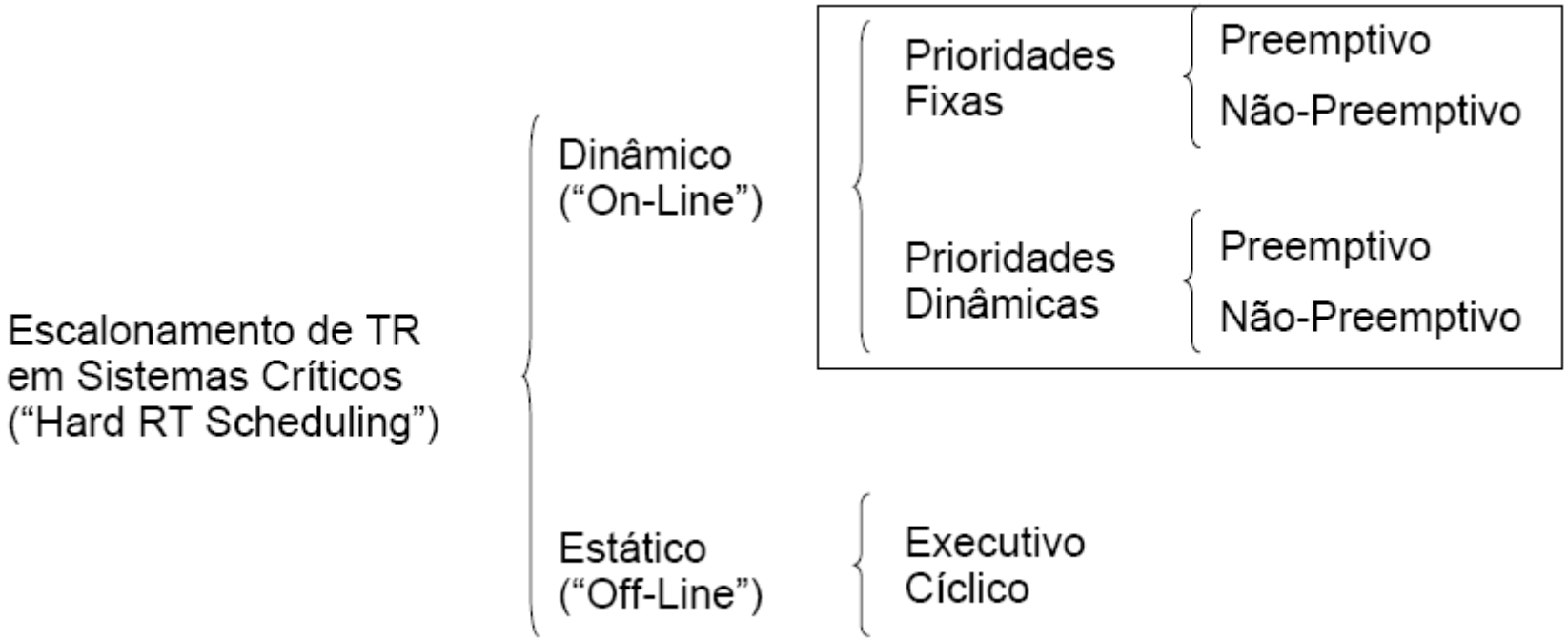
- Toma as decisões de escalonamento em **tempo de execução**, em função dos pedidos de execução pendentes
  - Atribuição do processador (“ready” → “run”) à tarefa pendente mais prioritária
  - Também referido como *“escalonador por prioridades”*



Escalonamento Dinâmico (2)

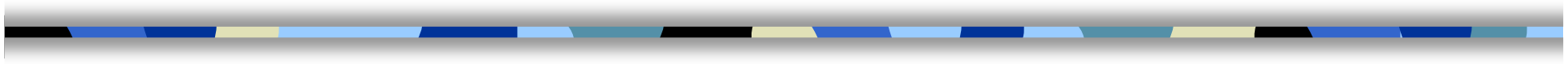
- Vantagens:
  - Adapta-se facilmente à presença de tarefas com **requisitos variáveis no tempo**, visto efetuar o escalonamento em tempo de execução
  - Permite considerar a **importância relativa** das tarefas em função dos seus **requisitos temporais**
- Aspectos relevantes a considerar:
  - A transformação "*requisitos temporais*" → "*prioridade das tarefas*" é *da* responsabilidade do utilizador
  - O **escalonador não efetua a verificação** do respeito das metas temporais associadas à execução das tarefas
- Desvantagens:
  - Escalonador mais **complexo** do que no caso estático, devido à necessidade de efetuar o escalonamento em tempo de execução
  - Maior dificuldade de **detecção de sobrecargas**

Prioridades Fixas / Dinâmicas (1)



Prioridades Fixas / Dinâmicas (2)

- *Escalonamento dinâmico com prioridades fixas:* a cada tarefa é atribuído um determinado nível de prioridade na **fase de concepção**
  - Enquanto o modo de funcionamento do sistema se mantiver, o nível de prioridade de cada tarefa permanece inalterado
    - a menos que exista mudanças impostas por mecanismos de sincronização no acesso à recursos partilhados
- *Escalonamento dinâmico com prioridades dinâmicas:* o nível de prioridade **evolui ao longo do tempo** em função da política de escalonamento selecionada.
  - Exemplo: algoritmo EDF (*"Earliest Deadline First"*), para o qual o nível de prioridade de uma tarefa será tanto maior quanto mais próxima estiver a sua meta temporal



Rate Monotonic

Rate Monotonic (1)

- Algoritmo definido para um modelo simplificado de tarefas:
  - As tarefas são **independentes** entre si (não têm relações de precedência, nem necessidades de sincronização)
  - Todas as tarefas têm uma **ativação periódica**, com uma meta temporal igual ao seu período (ou seja, qualquer execução deve ser finalizada antes da próxima data de ativação da tarefa)
  - Todas as tarefas têm um **tempo máximo de execução** conhecido
- Este algoritmo define a **ordem de atribuição de prioridades** a um conjunto de tarefas, na ordem inversa da periodicidade das tarefas:
  - Desde a tarefa de **menor período** à qual é atribuída a **maior prioridade**, até à tarefa de **maior periodicidade** à qual é atribuída a **menor prioridade**
  - As situações de empate serão resolvidas arbitrariamente

Rate Monotonic (2)

- Trata-se de um **algoritmo ótimo** para sistemas mono-processador
  - Se qualquer conjunto de tarefas (periódicas, independentes) pode ser escalonado por um escalonador **dinâmico com prioridades fixas**, então também pode ser escalonado pelo RM
- Teste suficiente de escalonabilidade

$$U = \sum_{i=1}^{n} \frac{C_i}{T_i} \leq n\left(\sqrt[n]{2} - 1\right)$$

- um teste suficiente (não necessário): pode haver conjuntos de tarefas escalonáveis apesar de não respeitarem o teste

$$n = 2, \quad U = 0{,}83$$
$$n = 3, \quad U = 0{,}78$$
$$n = 4, \quad U = 0{,}76$$
$$n \to +\infty, \quad U \to 0{,}693$$

Rate Monotonic (3)

- Vantagens do algoritmo RM
  - Simplicidade
  - Adequado para utilização em sistemas **operativos existentes**
  - Pode ser utilizado para a atribuição de **prioridades a níveis de interrupção**
- Desvantagens do algoritmo RM
  - Não adequado quando se têm **metas temporais inferiores ao período**
  - Não suporta **exclusão mútua** no acesso a recursos partilhados
- Resultado fundamental
  - Em [Liu and Layland, 1973] foi demostrado que, se a **meta temporal da tarefa de menor prioridade for respeitada** após um instante crítico, então o conjunto de tarefas é sempre escalonável

Exemplos de Rate Monotonic (1)

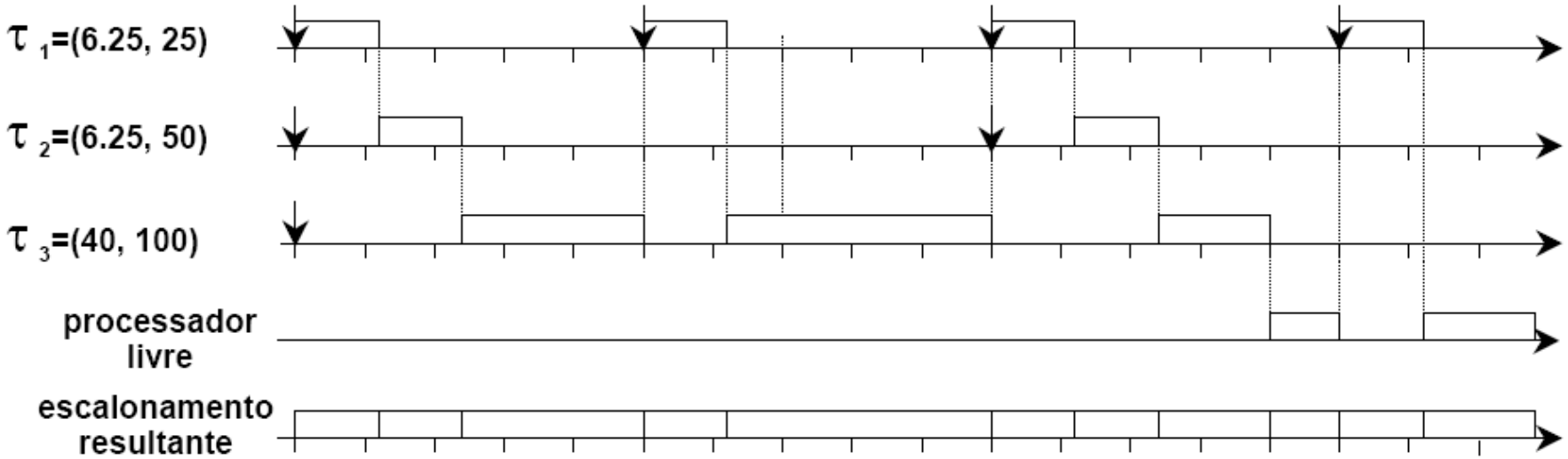
- Três cenários de escalonamento utilizando o algoritmo RM (considerando conjuntos de tarefas com diferentes taxas de ativação) :
  - Conjunto de tarefas para o qual o teste de escalonabilidade é respeitado (**o conjunto de tarefas é sempre escalonável)**
  - Conjunto de tarefas para o qual o teste de escalonabilidade não é respeitado
    - No entanto, após o instante crítico, a meta temporal da tarefa de menor prioridade é respeitada (**o conjunto de tarefas é sempre escalonável**)
  - Conjunto de tarefas para o qual nem o teste de escalonabilidade, nem a meta temporal da tarefa de menor prioridade (após o instante crítico) são respeitados (**o conjunto de tarefas não é escalonável)**

Exemplos de Rate Monotonic (2)

- **1º Exemplo:**
  - » tarefas periódicas: $\tau=\{C_i, T_i\}$; $d_i=T_i$; U=77,5%;
  - » data de activação das tarefas simultânea;
  - » *escalonamento sempre realizável*:
    - teste *suficiente* de escalonabilidade *respeitado*:

tarefa	*C*	*T*	*U*
τ_1	6.25	25	0.25
τ_2	6.25	50	0.125
τ_3	40	100	0.4

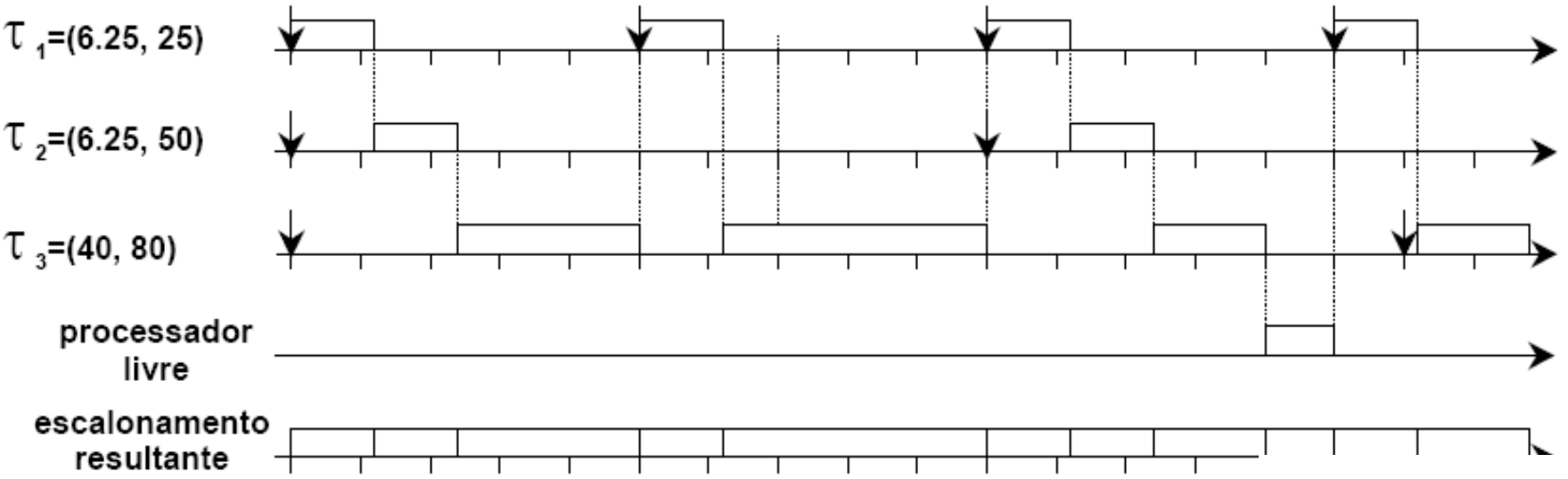
$$U = 0{,}775 \leq 0{,}7798$$



Exemplos de Rate Monotonic (3)

- **2º Exemplo:**
  - » tarefas periódicas: t={Ci, Ti}; di=Ti ; U=87,5%;
  - » data de activação das tarefas simultânea;
  - » escalonamento sempre realizável:
    - teste suficiente de escalonabilidade não é respeitado: $U = 0{,}8750 \leq 0{,}7798$
    - no entanto, a meta temporal da tarefa t3 é respeitada após o instante crítico, logo o conjunto de tarefas é sempre escalonável.

tarefa	*C*	*T*	*U*
τ_1	*6.25*	*25*	*0.25*
τ_2	*6.25*	*50*	*0.125*
τ_3	*40*	*80*	*0.5*

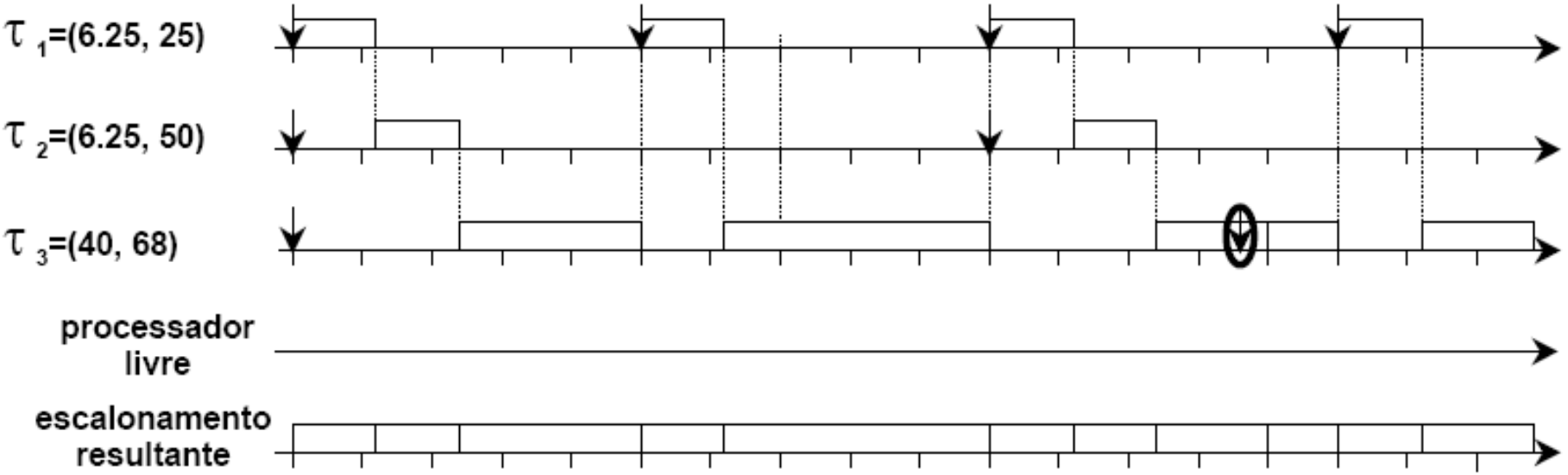


Exemplos de Rate Monotonic (4)

- **3º Exemplo:**
  - » tarefas periódicas: t={Ci, Ti}; di=Ti ; U=96,3%;
  - » data de activação das tarefas simultânea;
  - » escalonamento não é realizável:
    - teste suficiente de escalonabilidade não é respeitado:
    - meta temporal da tarefa t3 não é respeitada após o instante crítico.

tarefa	*C*	*T*	*U*
τ_1	6.25	25	0.25
τ_2	6.25	50	0.125
τ_3	40	68	0.588

$$U = 0{,}963 \leq 0{,}7798$$



RM: Tempo de Resposta (1)

- A análise de escalonabilidade de um conjunto de tarefas através do cálculo da utilização apresenta grandes limitações
  - devido ao fato de **não ser exata** e de apenas ser aplicável a modelos de tarefas muito simples
- Através do cálculo do **Tempo de Resposta** obtém-se um teste de escalonabilidade exato:
  - se o teste for positivo, então o conjunto de tarefas é sempre escalonável
  - se o teste for negativo, então algumas metas temporais serão ultrapassadas durante a execução
    - exceto se os tempos máximos de execução das tarefas forem muito pessimistas

RM: Tempo de Resposta (2)

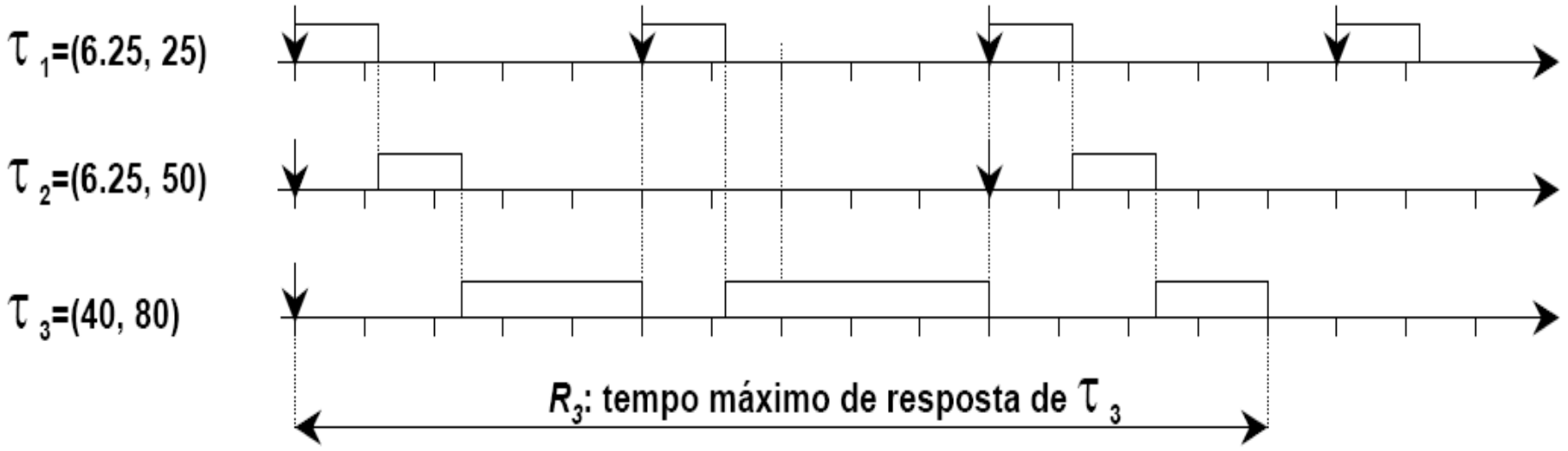
- A análise de escalonabilidade através do cálculo do tempo de resposta leva em consideração modelos de tarefas mais elaborados:
  - Permite a consideração de **relações de precedência** e de **exclusão**
  - É **válido para qualquer escalonamento dinâmico** com prioridades estáticas, qualquer que seja a regra de atribuição de prioridades às tarefas
- Esta análise é baseada no cálculo da **máxima interferência** que o escalonamento de uma determinada tarefa pode sofrer, devido ao escalonamento das tarefas de maior prioridade

RM: Tempo de Resposta (3)

- Tempo de Resposta da tarefa τ_i: $R_i = C_i + I_i$
  - I_i representa a interferência que o escalonamento da tarefa τ_i sofre devido ao escalonamento das tarefas de maior prioridade (I_1=0)
  - Interferência:

$$I_i = \sum_{j \in hp(i)} \left\lceil \frac{R_i}{T_j} \right\rceil \times C_j$$

hp(i) é o conjunto de tarefas com prioridade superior à prioridade da tarefa τ_i



RM: Tempo de Resposta (4)

- Tempo Máximo de Resposta: $R_i = C_i + \sum_{j \in hp(i)} \left\lceil \frac{R_i}{T_j} \right\rceil \times C_j$

- A equação é recursiva, pelo que deve ser calculada através de iterações sucessivas até que:
  - ou o tempo de resposta da tarefa seja superior à sua meta temporal (logo a tarefa não será escalonável)
  - ou o resultado convergir, ou seja o tempo de resposta na iteração *x+1* seja igual ao tempo de resposta na iteração *x*

RM: Tempo de Resposta (5)

- Cálculo do Máximo Tempo de Resposta:
  - Através de uma equação recursiva, para o qual
    - valor inicial: $w_i^0 = C_i$
    - iterações posteriores: $w_i^{x+1} = C_i + \sum_{j \in hp(i)} \left\lceil \frac{w_i^x}{T_j} \right\rceil \times C_j$
- O conjunto de valores $w_i^0, w_i^1, w_i^2, \ldots w_i^n, \ldots$ é monotonicamente não decrescente
- Quando $w_i^{n+1} = w_i^n$ a solução para a equação foi encontrada

RM: Tempo de Resposta (6)

- **Cálculo do Tempo de Resposta:**

$$R_i = C_i + \sum_{j \in hp(i)} \left\lceil \frac{R_i}{T_j} \right\rceil \times C_j$$

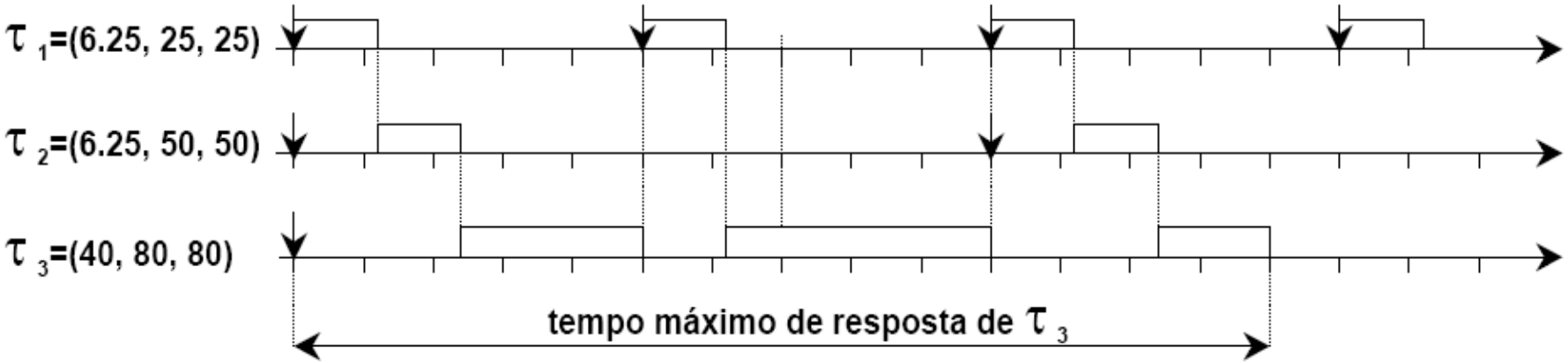
  - » Tarefa t1: $\boxed{R_1 = C_1 = 6{,}25}$
  - » Tarefa t2:

$$w_2^0 = 6{,}25$$

$$w_2^1 = 6{,}25 + \left\lceil \frac{6{,}25}{25} \right\rceil \times 6{,}25 = 12{,}5$$

$$w_2^2 = 6{,}25 + \left\lceil \frac{12{,}5}{25} \right\rceil \times 6{,}25 = 12{,}5$$

$$\boxed{R_2 = 12{,}5}$$



RM: Tempo de Resposta (7)

- **Cálculo do Tempo de Resposta:**

$$R_i = C_i + \sum_{j \in hp(i)} \left\lceil \frac{R_i}{T_j} \right\rceil \times C_j$$

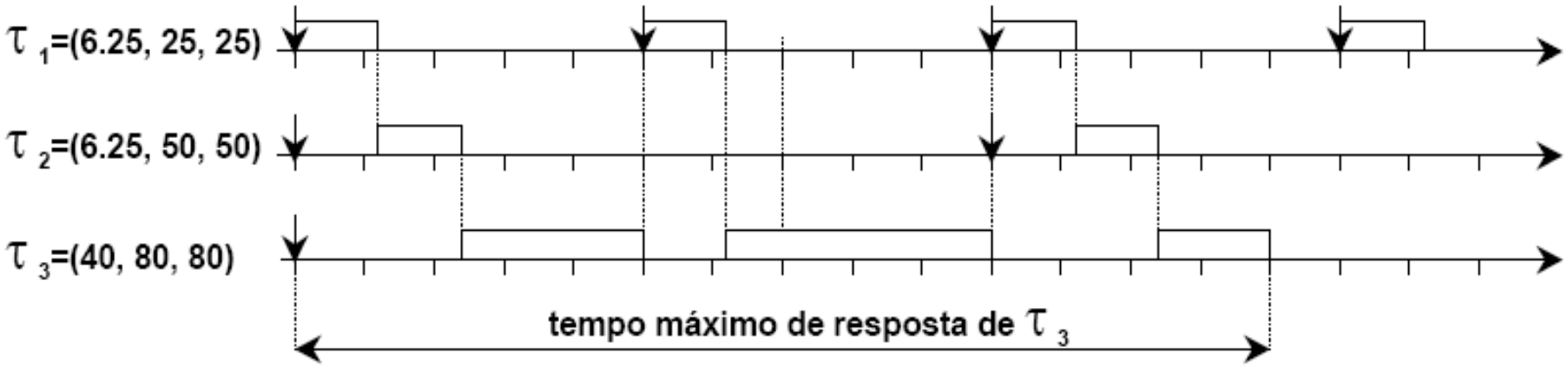
» Tarefa t3: $w_3^0 = 40$

$$w_3^1 = 40 + \left\lceil \frac{40}{25} \right\rceil \times 6{,}25 + \left\lceil \frac{40}{50} \right\rceil \times 6{,}25 = 58{,}75$$

$$w_3^2 = 40 + \left\lceil \frac{58{,}75}{25} \right\rceil \times 6{,}25 + \left\lceil \frac{58{,}75}{50} \right\rceil \times 6{,}25 = 71{,}25$$

$$w_3^3 = 40 + \left\lceil \frac{71{,}25}{25} \right\rceil \times 6{,}25 + \left\lceil \frac{71{,}25}{50} \right\rceil \times 6{,}25 = 71{,}25$$

$$R_3 = 71{,}25$$



RM: Tempo de Resposta (8)

- O conjunto de tarefas é escalonável (tempo de resposta de cada uma das tarefas inferior à sua meta temporal), apesar do teste suficiente de escalonabilidade (baseado na utilização) ser negativo.

Tarefa	*C (duração)*	*T (período)* *d (deadline)*	*R (tempo de resposta)*	*U (utilização)*
τ1	6,25	25	6,25	0,25
τ2	6,25	50	12,5	0,125
τ3	40	80	71,25	0,5
				0,875 > 0,7798

Algoritmo do Tempo de Resposta

```
for i in 1..N loop -- para cada processo por vez
  n := 0
  w_i^n := C_i
loop
    calculate new w_i^(n+1)
    if  w_i^(n+1) = w_i^n then
       R_i = w_i^n
       exit value found
    end if
    if  w_i^(n+1) > T_i  then
       exit value not found
    end if
    n := n + 1
  end loop
end loop
```

DEADLINE MONOTONIC

Deadline Monotonic (1)

- Limitação do algoritmo RM: segundo este algoritmo, a cada tarefa é atribuída uma **prioridade** proporcional à sua **cadência de ativação**
  - No entanto, a importância de uma tarefa pode ser independente da sua cadência de ativação
  - Existem outros parâmetros temporais que podem ser considerados

Deadline Monotonic (2)

- Algoritmo de atribuição de prioridades a um conjunto de tarefas periódicas, independentes e com metas temporais menores ou iguais ao respectivo período ($d_i \leq T_i$)
- [Leung and Whitehead, 1982]
- A atribuição de prioridades às tarefas é efetuada na ordem inversa do valor da sua meta temporal
  - desde a tarefa com **menor meta temporal** à qual é atribuída a **maior prioridade**, até à tarefa de **maior meta temporal** à qual é atribuída a **menor prioridade**
  - as situações de **empate** são resolvidas **arbitrariamente**
- Trata-se de um algoritmo ótimo para sistemas mono-processador

Deadline Monotonic (3)

- Vantagens do algoritmo DM
  - **Simples e adequado** para utilização em sistemas operacionais existentes
  - Pode ser utilizado para a atribuição de prioridades a **níveis de interrupção**
  - Admite tarefas com **metas temporais inferiores ao período**
- Desvantagens do algoritmo DM
  - Modelo de tarefas também muito **limitado**
    - Não suporta **exclusão mútua** no acesso a recursos partilhados

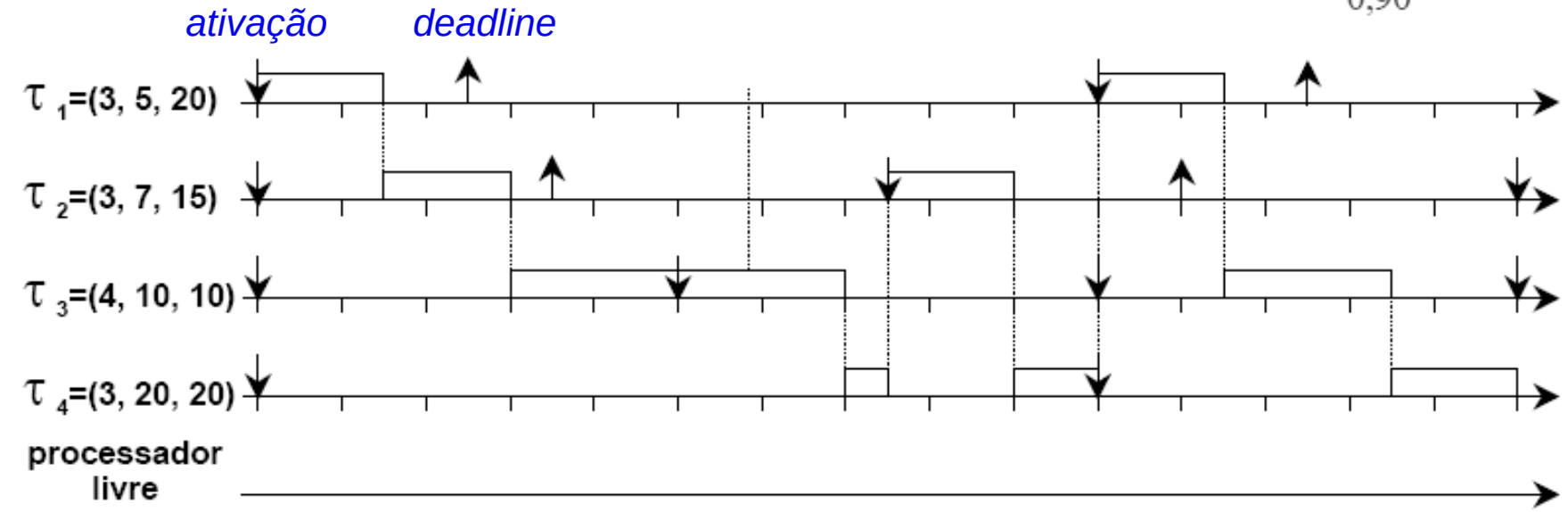
Deadline Monotonic – Exemplos (1)

- Apresentam-se 2 cenários de escalonamento por prioridades fixas (idêntico conjunto de tarefas), considerando:
  - prioridades atribuídas segundo o algoritmo DM (tarefas ordenadas por valor de meta temporal crescente):
    - calcula-se do tempo de resposta de cada uma das tarefas
    - verifica-se que o conjunto de tarefas é sempre escalonável
  - prioridades atribuídas segundo o algoritmo RM (tarefas ordenadas por periodicidade crescente):
    - verifica-se que o conjunto de tarefas não é escalonável

Deadline Monotonic – Exemplos (2)

- **1º Exemplo:**
  - » conjunto de tarefas ordenado por metas temporais crescentes

Tarefa	*T (período)*	*C (duração)*	*d (m. temporal)*	*P (prioridade)*	*U (utilização)*
τ1	20	3	5	1	0,15
τ2	15	3	7	2	0,20
τ3	10	4	10	3	0,40
τ4	20	3	20	4	0,15
					0,90



Deadline Monotonic – Exemplos (3)

- **1º Exemplo (cálculo do tempo de resposta):**

$$R_i = C_i + \sum_{j \in hp(i)} \left\lceil \frac{R_i}{T_j} \right\rceil \times C_j$$

  - » Tarefa t1:

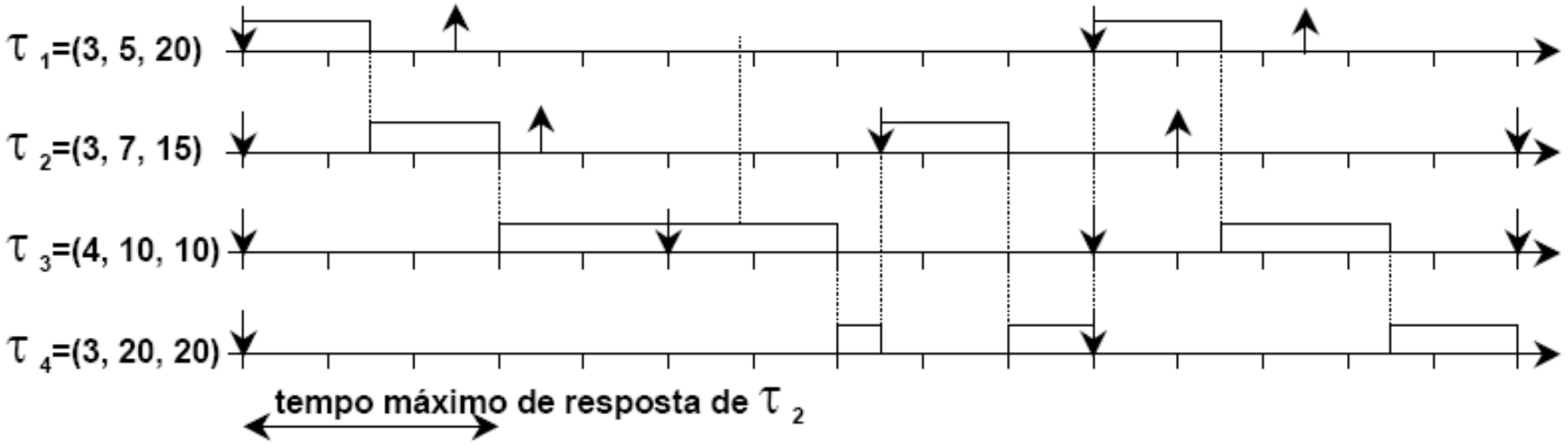
$$\boxed{R_1 = C_1 = 3}$$

  - » Tarefa t2:

$$w_2^0 = 3$$

$$w_2^1 = 3 + \left\lceil \frac{3}{20} \right\rceil \times 3 = 6$$

$$w_2^2 = 3 + \left\lceil \frac{6}{20} \right\rceil \times 3 = 6 \qquad \boxed{R_2 = 6}$$



Deadline Monotonic – Exemplos (4)

- **1º Exemplo (cálculo do tempo de resposta):**

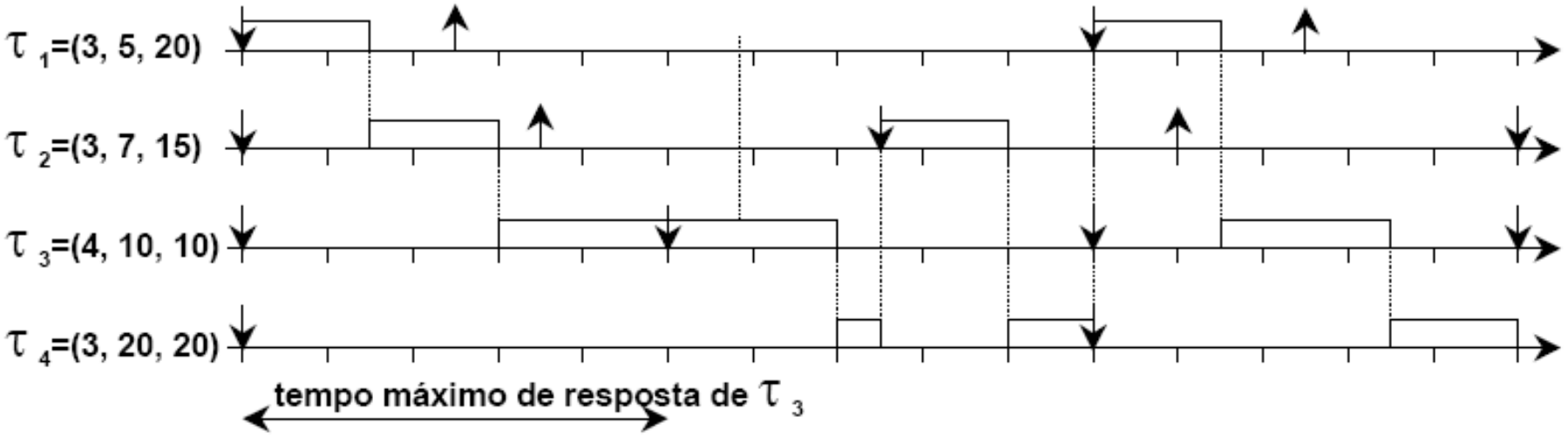
$$R_i = C_i + \sum_{j \in hp(i)} \left\lceil \frac{R_i}{T_j} \right\rceil \times C_j$$

  - » Tarefa t3:

$$w_3^0 = 4$$

$$w_3^1 = 4 + \left\lceil \frac{4}{20} \right\rceil \times 3 + \left\lceil \frac{4}{15} \right\rceil \times 3 = 10$$

$$w_3^2 = 4 + \left\lceil \frac{10}{20} \right\rceil \times 3 + \left\lceil \frac{10}{15} \right\rceil \times 3 = 10 \qquad \boxed{R_3 = 10}$$



Deadline Monotonic – Exemplos (5)

- **1º Exemplo (cálculo do tempo de resposta):**
  - » Tarefa t4:

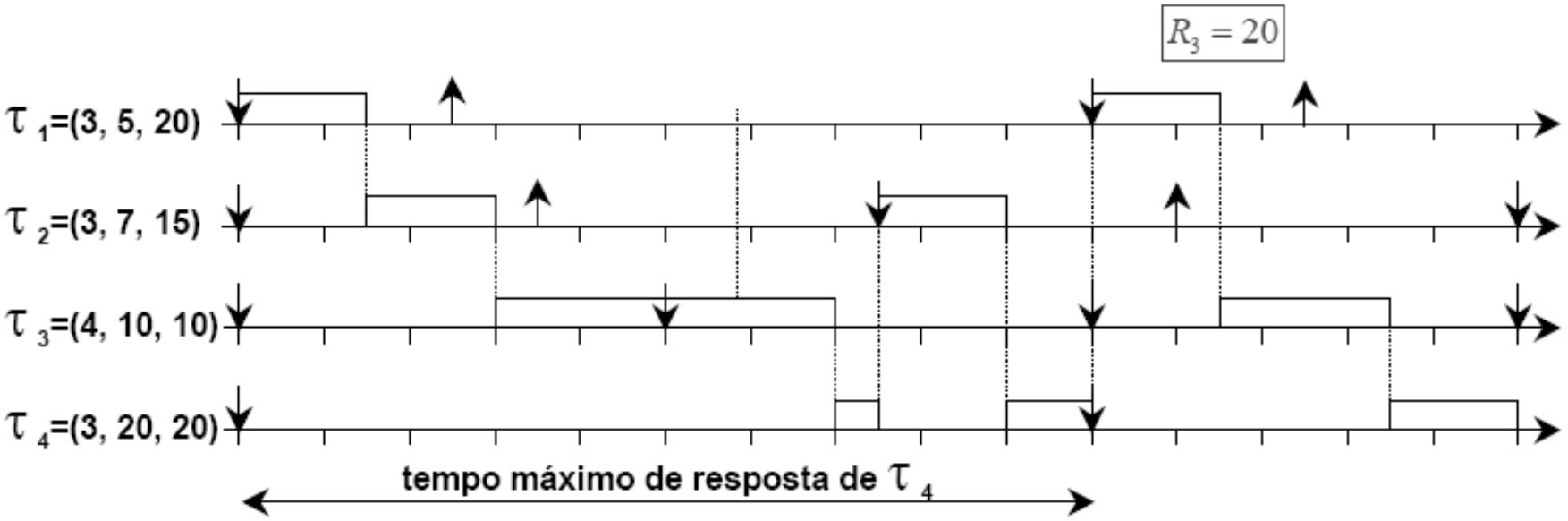
$$R_i = C_i + \sum_{j \in hp(i)} \left\lceil \frac{R_i}{T_j} \right\rceil \times C_j$$

$$w_4^0 = 3 \qquad w_4^1 = 3 + \left\lceil \frac{3}{20} \right\rceil \times 3 + \left\lceil \frac{3}{15} \right\rceil \times 3 + \left\lceil \frac{3}{10} \right\rceil \times 4 = 13$$

$$w_4^2 = 3 + \left\lceil \frac{13}{20} \right\rceil \times 3 + \left\lceil \frac{13}{15} \right\rceil \times 3 + \left\lceil \frac{13}{10} \right\rceil \times 4 = 17$$

$$w_4^3 = 3 + \left\lceil \frac{17}{20} \right\rceil \times 3 + \left\lceil \frac{17}{15} \right\rceil \times 3 + \left\lceil \frac{17}{10} \right\rceil \times 4 = 20$$

$$w_4^4 = 3 + \left\lceil \frac{20}{20} \right\rceil \times 3 + \left\lceil \frac{20}{15} \right\rceil \times 3 + \left\lceil \frac{20}{10} \right\rceil \times 4 = 20$$



Deadline Monotonic – Exemplos (6)

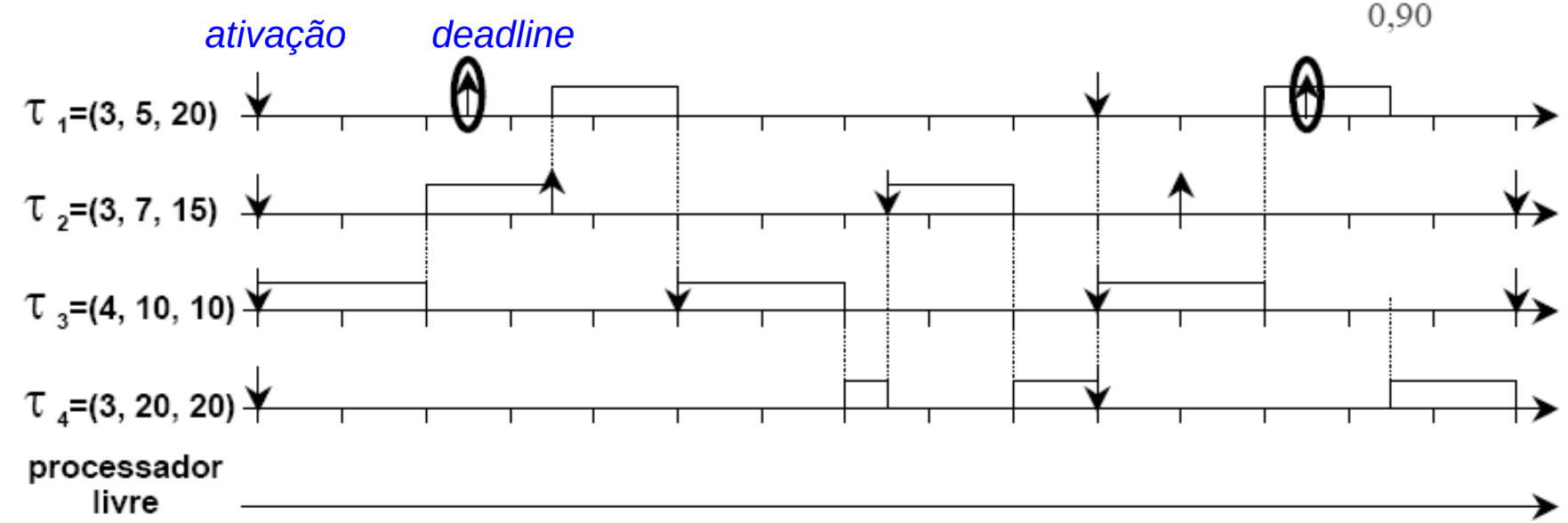
- 1º Exemplo (conclusão):
  - O conjunto de tarefas é **sempre escalonável** (tempo de resposta de cada uma das tarefas inferior ou igual ao valor da sua meta temporal)

Tarefa	*T (período)*	*C (duração)*	*d (m. temporal)*		*R (tempo de resposta)*
τ1	20	3	5		3
τ2	15	3	7	⟺	6
τ3	10	4	10		10
τ4	20	3	20		20

Deadline Monotonic – Exemplos (7)

- **2º Exemplo:**
  - » conjunto de tarefas ordenado por períodos crescentes

Tarefa	*T (período)*	*C (duração)*	*d (m. temporal)*	*P (prioridade)*	*U (utilização)*
τ1	20	3	5	3	0,15
τ2	15	3	7	2	0,20
τ3	10	4	10	1	0,40
τ4	20	3	20	4	0,15
					0,90



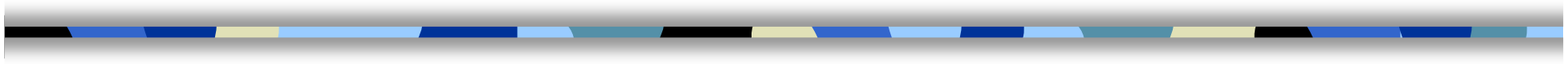
Deadline Monotonic – Exemplos (8)

- **2º Exemplo (conclusão):**
  - Por simples inspeção da figura anterior, verifica-se que o conjunto de tarefas não é escalonável quando se utiliza o algoritmo RM
  - O algoritmo RM é um algoritmo que **não é ótimo** quando se consideram conjuntos de tarefas com **metas temporais inferiores aos períodos**
  - Para este tipo de conjunto de tarefas *(d<T)*, a atribuição dos níveis de prioridade deverá ser efetuada utilizando o algoritmo DM (**algoritmo ótimo**)

Exercício sobre RM e DM

- Verifique se o seguinte conjunto de tarefas é escalonável usando o algoritmo do *Rate* ou *Deadline Monotonic*. Em caso positivo, forneça o diagrama temporal

Tarefa	Período (T) Deadline (D)	Tempo de Execução (C)
A	25	10
B	25	8
C	50	5
D	50	4
E	100	2



Earliest Deadline First

Earliest Deadline First (1)

- Proposto por [Liu and Layland, 1973]
- Algoritmo de atribuição dinâmica de prioridades a um conjunto de **tarefas periódicas**, **independentes** (sem restrições de precedência) e com metas temporais iguais ao respectivo período **($d_i = T_i$)**
- Trata-se de um **algoritmo ótimo** para **sistemas mono-processador**, no sentido que se existir um algoritmo capaz de escalonar um conjunto de tarefas periódicas, independentes e com metas temporais iguais ao respectivo período, então o algoritmo EDF também é capaz de o escalonar

Earliest Deadline First (2)

- A atribuição dinâmica de prioridades às tarefas é efetuada na **ordem inversa da distância**, em cada momento, à meta temporal:
  - no momento da ativação de uma tarefa, será atribuída uma **prioridade tanto maior quanto menor a sua distância à meta temporal**
    - relativamente ao estado de todas as tarefas pendentes no momento
  - sempre que uma nova tarefa é ativada, a fila de tarefas pendentes deverá ser reordenada em função da prioridade da tarefa ativada
    - fila de prioridade mantém um conjunto S de elementos, cada qual com um valor associado chamado **chave** com operações de *insert, maximum, extract-max e increase-key*

Earliest Deadline First (3)

- Teste necessário e suficiente de escalonabilidade para o caso preemptivo:

$$U = \sum_{i=1}^{n} \frac{C_i}{T_i} \leq 1$$

  – o que significa que qualquer conjunto de tarefas será escalonável pelo algoritmo EDF, desde que a utilização do processador não exceda 100%

Earliest Deadline First (4)

- Vantagens:
  - algoritmo ótimo, capaz de escalonar conjuntos de tarefas com **utilizações até 100%**
- Desvantagens:
  - maior **complexidade** associada à sua implementação, consequência do caracter dinâmico da atribuição de prioridades
  - **perda de metas temporais,** pois é difícil de prever para o caso de sobrecargas transitórias

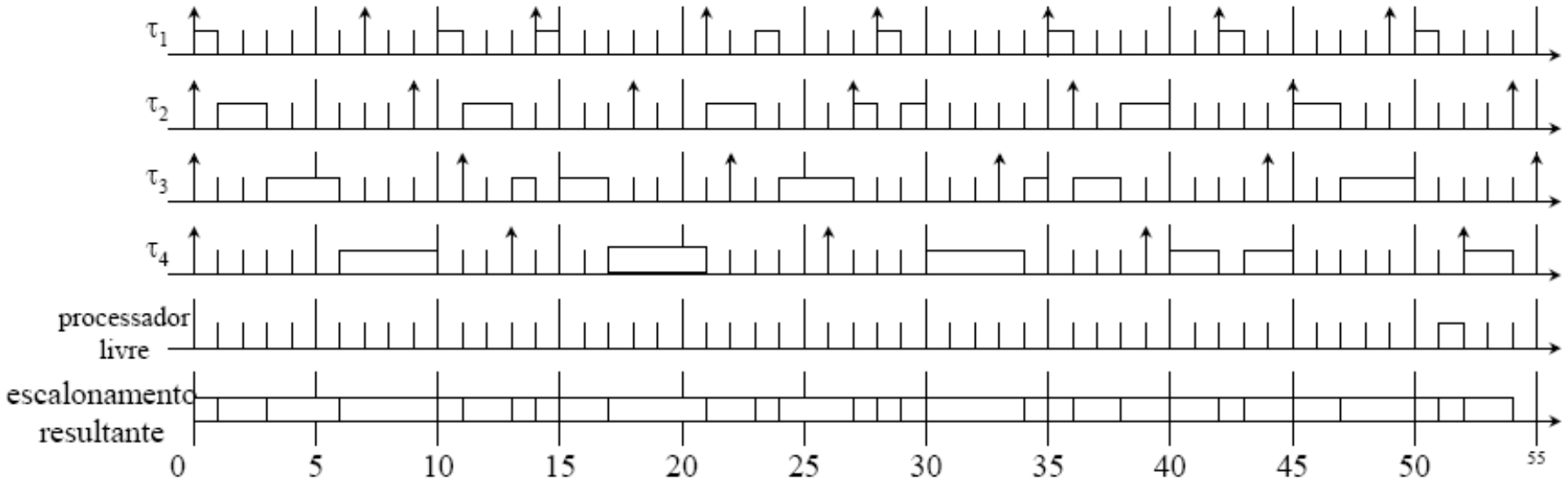
Exemplos de escalonamento EDF vs RM (1)

- Apresentam-se 2 cenários de escalonamento (idêntico conjunto de tarefas), considerando:
  - prioridades dinâmicas atribuídas segundo o algoritmo EDF:
    - tarefas ordenadas (em tempo de execução) por distância à meta temporal crescente
    - verifica-se que o conjunto de tarefas é sempre escalonável
  - prioridades fixas atribuídas segundo o algoritmo RM:
    - tarefas pré-ordenadas (em fase de concepção) por valor de meta temporal crescente
    - verifica-se que o conjunto de tarefas não é escalonável

Exemplos de escalonamento EDF vs RM (2)

- **1º Exemplo (algoritmo EDF):**
  - activações simultâneas;
  - teste de escalonabilidade respeitado, logo o conjunto de tarefas é sempre escalonável;
  - a prioridade das tarefas varia ao longo do tempo, o que torna o sistema de difícil previsibilidade no caso de sobrecargas transitórias.

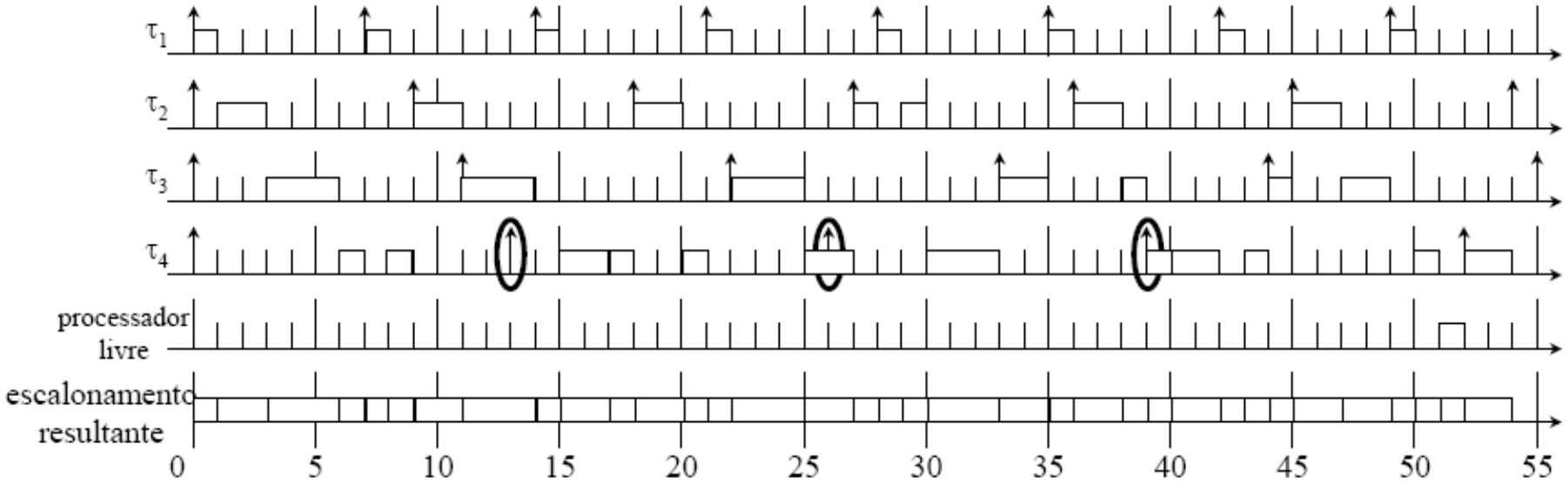
tarefa	*C*	*T*	*d*	*U*
τ_1	1	7	7	0,1429
τ_2	2	9	9	0,2222
τ_3	3	11	11	0,2727
τ_4	4	13	13	0,3077
			U_total:	0,9455



Exemplos de escalonamento EDF vs RM (3)

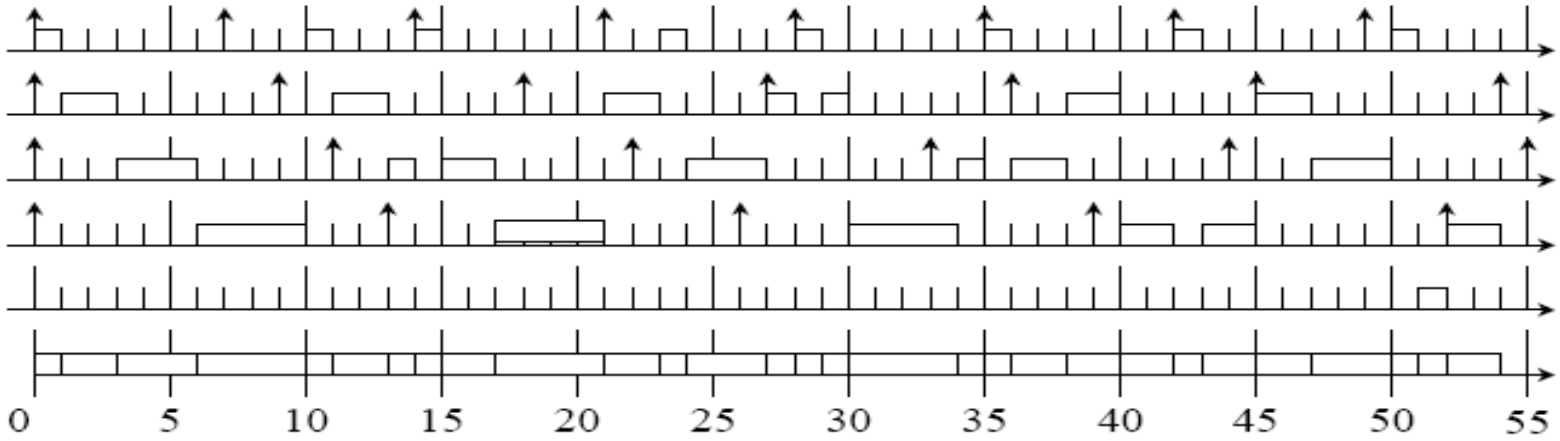
- **2º Exemplo (algoritmo RM):**
  - activações simultâneas;
  - A meta temporal da tarefa de menor prioridade após o instante crítico não é respeitada, logo o conjunto de tarefas não é escalonável;
  - no caso de sobrecargas transitórias, as tarefas que perderão as suas metas temporais serão as tarefas de menor prioridade (sistema previsível).

tarefa	*C*	*T*	*d*	*U*
τ_1	1	7	7	0,1429
τ_2	2	9	9	0,2222
τ_3	3	11	11	0,2727
τ_4	4	13	13	0,3077
			U_total:	0,9455

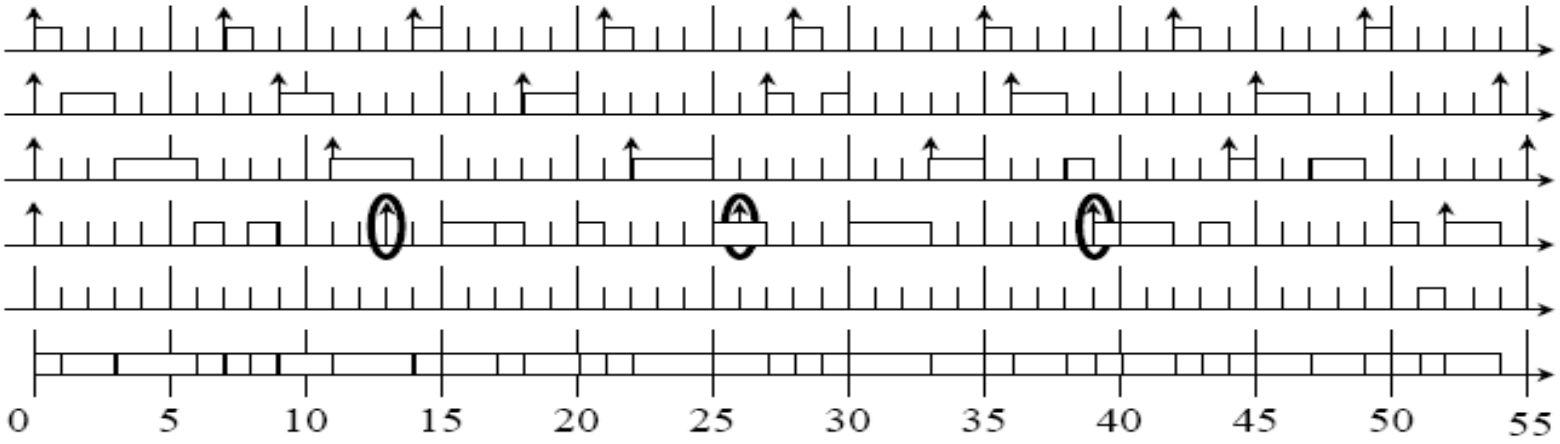


Exemplos de escalonamento EDF vs RM (4)

» EDF



» RM



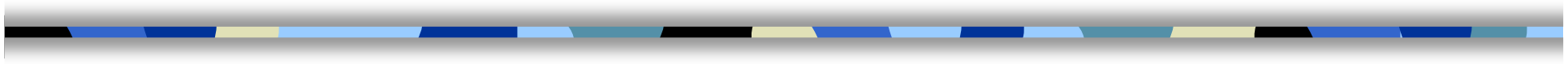
Exercício sobre EDF

- Sejam $P_1 = (5, 10, 10)$ e $P_2 = (20,40,40)$.

a) Calcule a utilização do processador *U*

b) Mostre um escalonamento praticável usando EDF

c) Demonstre que um escalonamento praticável baseado em prioriedades fixas existe ou mostre que não pode existir



Round Robin
(time slice method)

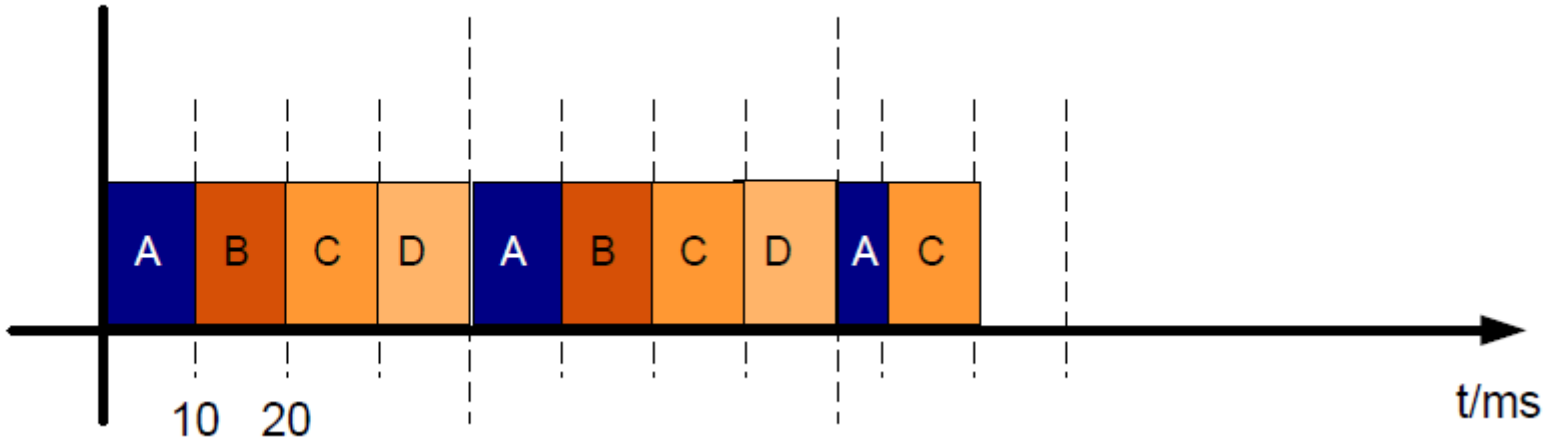
Round Robin

- Cada tarefa tem um determinado *slot* de tempo no qual o processador é alocado
- Sequência é determinada estaticamente
- Execução de uma tarefa “passo a passo”
- Usado em sistemas de diálogo (sistemas multi-tarefa)
- O algoritmo de escalonamento é simples, fácil de implementar e *starvation-free*
  - Os recursos são alocados equitativamente
- Inadequado para sistemas de tempo real crítico

Exemplo: Round-Robin

- Cada fatia de tempo tem 10ms e as tarefas foram organizadas na seguinte ordem: A-B-C-D
- Tempo de execução:

Tarefa	Período (T) Deadline (D)	Tempo de Execução (C)
A	100	25
B	80	20
C	100	30
D	80	20

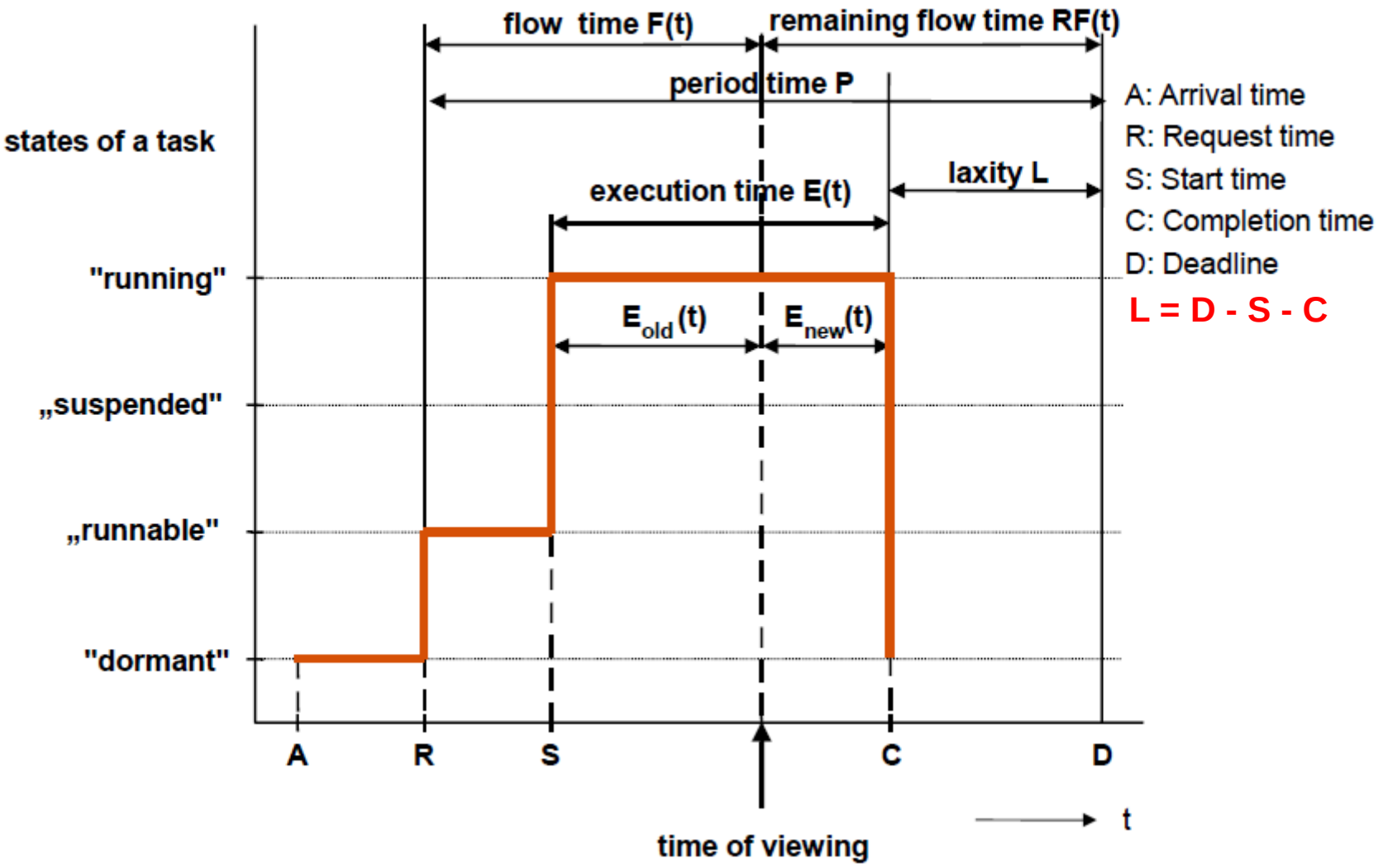


Least Laxity

Least Laxity

- Processor é alocado para tarefa com menor *laxity* (“relaxamento”)
- Considera restrições temporais e tempo de execução
- Método bastante caro computacionalmente
- Adequado para sistemas críticos de tempo real

Parâmetros de Tempo de uma Tarefa



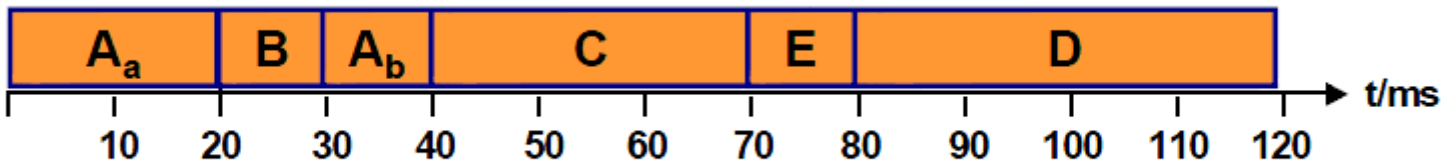
Exemplo: Least Laxity

Tarefa	Tempo de Execução (C)	Ativação (A)	Deadline (D)
A	30	0	40
B	10	0	30
C	30	30	100
D	40	50	200
E	10	70	90

- Seqüência de execução

$L=D - S - C$

$L_0=10_a$ $L_{20}=0_b$ $L_{40}=30_c$ $L_{60}=30_c$ $L_{80}=80_d$



$L_{10}=10_a$ $L_{30}=0_a$ $L_{50}=30_c$ $L_{70}=10_e$

Worst-Case Execution Time (WCET)

- Obtido por **medição** ou **análise**
- O problema com a **medição** é que é difícil ter certeza de quando o **pior caso foi observado**
- A desvantagem da **análise** é que um **modelo eficaz do processador** (incluindo caches, pipelines, estados de espera de memória e assim por diante) devem estar disponíveis

WCET— Encontrando *C*

- A maioria das técnicas de análise envolvem duas atividades distintas:
  - O primeiro passo é obter a tarefa e decompor o seu código em um grafo dirigido de blocos básicos
    - Estes blocos básicos representam simples linhas de código
  - O segundo componente da análise obtém o código da máquina correspondente a um bloco básico e usa o modelo do processador para estimar o seu WCET
    - Uma vez que os tempos para todos os blocos básicos são conhecidos, o grafo dirigido pode ser computado
    - Uma escolha simples entre dois blocos será unificado em um valor (o maior dos dois valores para os blocos alternativos)
    - Loops sã limitados por um *bound* máximo

Necessidade de Informação Semântica

```
for I in 1.. 10 loop
   if Cond then
      -- bloco básico de custo 100
   else
      -- bloco básico de custo 10
   end if;
end loop;
```

- Custo simples 10*100 (+ custo da construção do loop), digo 1005
- Mas se `Cond` é somente verdadeiro em 3 ocasiões então o custo é 375

Exemplo de loop dinâmico – MDC (1)

- Algoritmo de Euclides (*greatest common divisor*)
  - Loop depende de ***b***
    - Não possui padrão simples
      - Interação com a variável ***a***

```
int gcd(int a, int b) {

  while (b>0)  {

    if (a>b)  {

      a = a - b;
    }
    else  {

      b =b - a;
    }
  }


  return a;
}
```

Exemplo de loop dinâmico – MDC (2)

- Algoritmo de Euclides (*greatest common divisor*)
  - Loop depende de ***b***
    - Não possui padrão simples
      - Interação com a variável ***a***
- Calcular WCET
  - Variável incrementada pelo número de ciclos em um dado ponto
  - *Assert* do valor desta variável
  - Usa valor do contra-exemplo como nova estimativa

```
int gcd(int a, int b) {
  int __time = 3;
  while (b>0)  {
    __time += 3;
    if (a>b)  {
      __time += 4;
      a = a - b;
    }
    else  {
      __time += 2;
      b =b - a;
    }
  }
  __time += 2;
  assert(__time<=-1);
  return a;
}
```

Exemplo de Procedimento – Análise Estática

gcc -c -g -Wa,-a,-ad gcd.c > gcd.lst

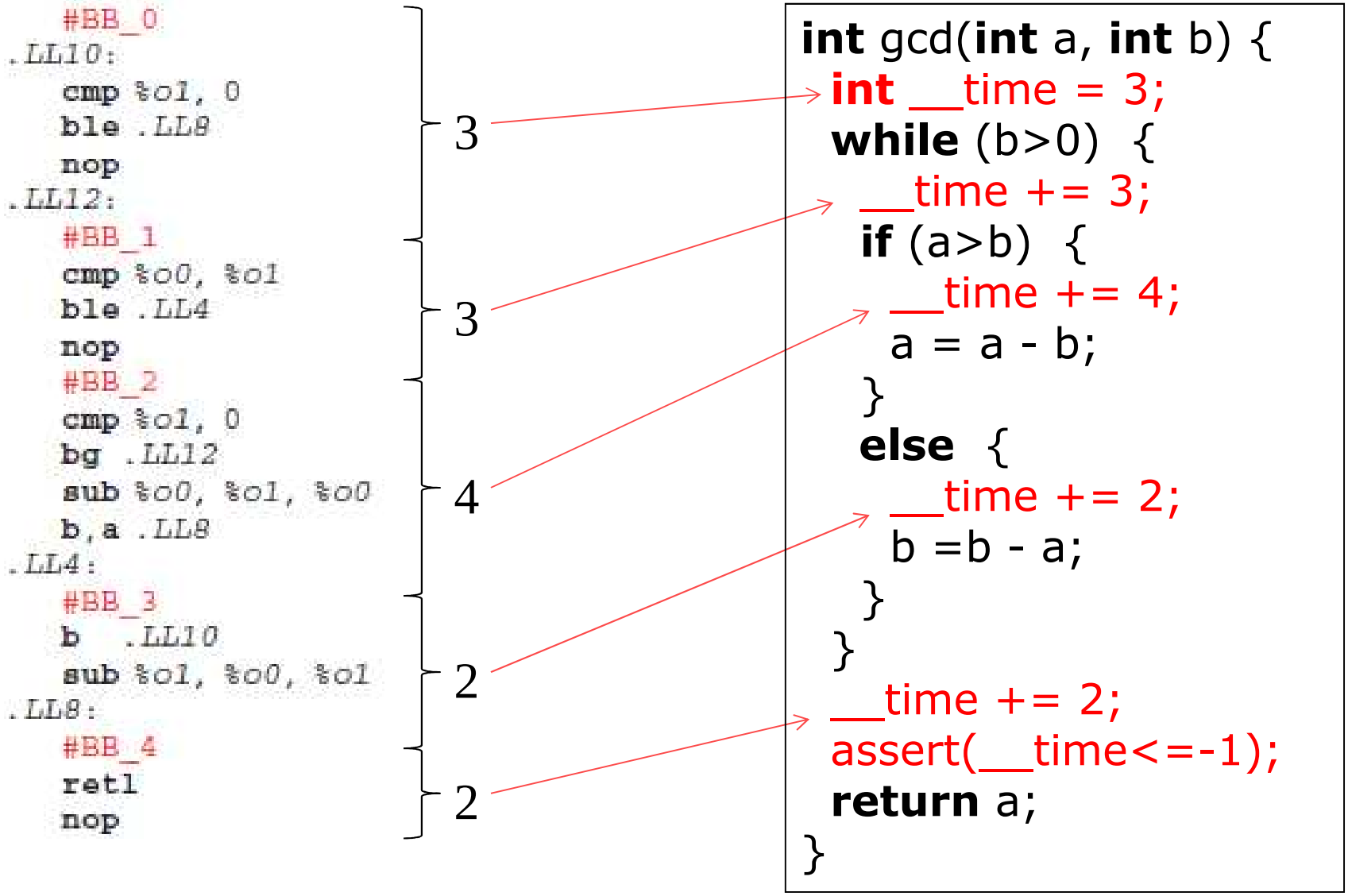
```
int gcd( int a, int b )
{
   __asm( "#BB_0" );
   while ( b > 0 )
   {
      __asm( "#BB_1" );
      if ( a > b )
      {
         __asm( "#BB_2" );
         a = a - b;
      }
      else
      {
         __asm( "#BB_3" );
         b = b - a;
      }
   }
   __asm( "#BB_4" );

   return a;
}
```

gcc -O2 -S -c gcd.c

```
   #BB_0
.LL10:
   cmp %o1, 0
   ble .LL8
   nop
.LL12:
   #BB_1
   cmp %o0, %o1
   ble .LL4
   nop
   #BB_2
   cmp %o1, 0
   bg  .LL12
   sub %o0, %o1, %o0
   b,a .LL8
.LL4:
   #BB_3
   b   .LL10
   sub %o1, %o0, %o1
.LL8:
   #BB_4
   retl
   nop
```

Exemplo de Procedimento – Análise Estática



Exercício sobre WCET

- Cacule o WCET do código abaixo considerando que as operações de lock e unlock consomem 4 u.t., a operação de incremento e comparação consomem 2 u.t. e 1 u.t. respectivamente

```
void *thread_A(void *arg) {
  pthread_mutex_lock(&mutex);
  A_count++;
  if (A_count == 1)
    pthread_mutex_lock(&lock);
  pthread_mutex_unlock(&mutex);

  pthread_mutex_lock(&mutex);
  A_count--;
  if (A_count == 0)
    pthread_mutex_unlock(&lock);
  pthread_mutex_unlock(&mutex);
}
```

```
void *thread_B(void *arg) {
  pthread_mutex_lock(&mutex);
  B_count++;
  if (B_count == 1)
    pthread_mutex_lock(&lock);
  pthread_mutex_unlock(&mutex);

  pthread_mutex_lock(&mutex);
  B_count--;
  if (B_count == 0)
    pthread_mutex_unlock(&lock);
  pthread_mutex_unlock(&mutex);
}
```

Escalonamento para *Power-Aware*

- Dado um conjunto de requisitos de tempo de execução (*C*), todas as tarefas respeitarão as metas temporais (*D*)?
  - Assumi um **processador de velocidade fixa**
- Processadores de velocidade variável: Em qual velocidade o processador deve executar para que as tarefas sejam escalonáveis?
- Recursos de velocidade variável são encontrads em aplicações *power-aware*
  - Por exemplo, sistemas que executam com baterias: dipositivos móveis e nodos em uma rede de sensor
- Todos os sistemas baseados em bateria precisam economizar energia para estender o tempo de operação

Economia de Energia em Sist. *Power-Aware*

- Para economizar energia, a **voltagem** do processador é **reduzida** com a desvantagem de ser **mais lento**
  - A economia de energia é **não-linear**
  - Reduzindo pela metade a velocidade de um processador pode quadruplicar o seu tempo de operação
- Alguns processadores possuem **velocidade variável**
  - Outros suportam um conjunto finito de ajustes de velocidade
- O problema da escalonabilidade agora tem dois estágios:
  - Com o processador executando na sua máxima velocidade, o sistema é escalonável? (teste padrão)
  - Se o sistema é escalonável, qual é o máximo *k* que podem aumentar todos o valores de *C* tal que o sist. continue escalonável?

Exemplo Escalonamento para *Power-Aware*

- Considere o exemplo de prioridade fixa onde os valores de *C* são apropriados para a velocidade máxima do processador

Tarefa	Período (T)	Deadline (D)	Tempo de Execução (C)
a	70	70	5
b	120	100	7
c	200	200	11

- Este conjunto de tarefas é escalonável?
  - Tempos de Resposta: $R_a=5$, $R_b=12$ e $R_c=23$
- Se for atribuído o valor 10 a *k*, o sistema ainda é escalonável?
  - Claramente não, pois a utilização do processador é maior que 1

Exemplo Escalonamento para *Power-Aware*

- Se for atribuído o valor 5 a *k*, o sistema ainda é escalonável?

Tarefa	Período (T)	Deadline (D)	Tempo de Execução (C)	Tempo de Resposta (R)
a	70	70	25	25
b	120	100	35	60
c	200	200	55	200

- Qualquer aumento no parâmetro *C*, causará uma perda de *deadline* da tarefa c
  - *k*=5 é o valor ótimo
- Conclui-se que o conjunto de tarefas é escalonável em um processador com velocidade *Max/5*