Escalonamento em Sistemas de Tempo Real

Walter Fetter Lages

w.fetter@ieee.org

Universidade Federal do Rio Grande do Sul

Escola de Engenharia

Departamento de Engenharia Elétrica

Programa de Pós-Graduação em Engenharia Elétrica

ELE213 Programação de Sistemas de Tempo Real

UFRGS
UNIVERSIDADE FEDERAL DO RIO GRANDE DO SUL

Introdução

- Ordenação do uso dos recursos do sistema
- Previsibilidade do comportamento do sistema no pior caso
- Interleaving
  - 5 processos, não preemptivo, única CPU => 120 modos diferentes
- Preemptivo
- Não preemptivo
- Estático
- Dinâmico

UFRGS
UNIVERSIDADE FEDERAL DO RIO GRANDE DO SUL

Modelo Simplificado de Processo

- Conjunto de processos fixo
- Processos periódicos
  - Períodos conhecidos
- Processos independentes
- Overheads do sistema desprezados
- Deadline dos processo igual ao período
- Pior caso do tempo de execução dos processos fixo
- Instante crítico -> todos os processos liberados no mesmo instante

UFRGS
UNIVERSIDADE FEDERAL DO RIO GRANDE DO SUL

Notação

B tempo de processo bloqueado (pior caso)

C tempo de computação (pior caso)

D deadline

I tempo de interferência

J jitter de liberação

N número de processos

P prioridade do processo

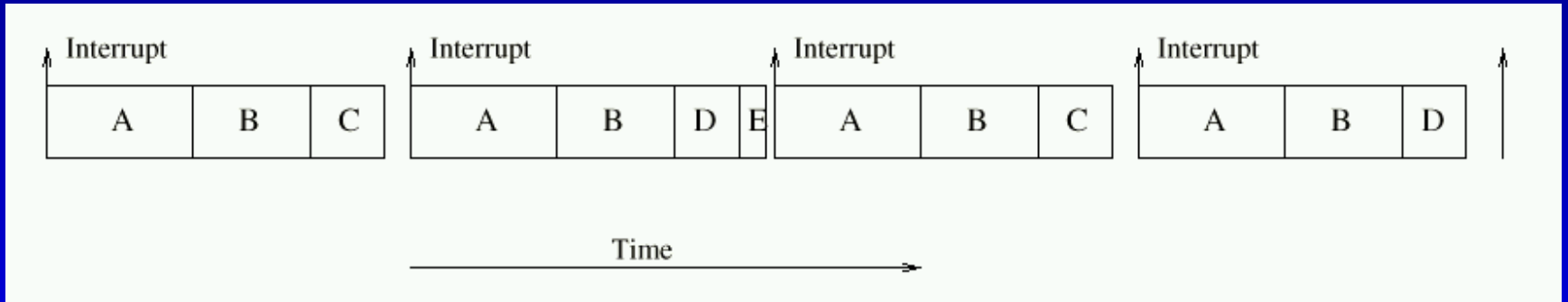
R tempo de resposta do processo (pior caso)

T tempo mínimo entre liberações (período)

U tempo de utilização do processo (C/T)

Execução Cíclica

Processo	Período	Tempo de Computação
A	25	10
B	25	8
C	50	5
D	50	4
E	100	2



Execução Cíclica

- Ciclos
  - Principal
  - Secundário
    - Seqüência de chamadas de subrotinas
- Não existe acesso concorrente à variáveis
- Período de "processo"= n*ciclo secundário
  - Dificuldades para processos esporádicos
  - Problemas com processos com períodos longos
  - É difícil construir executivo cíclico
  - Processos com tempo de computação grandes terão que ser divididos em processo menores

UFRGS
UNIVERSIDADE FEDERAL DO RIO GRANDE DO SUL

Escalonamento de Processos

- Preemptivo
- Não preemptivo
- Preenpção retardada
- Despacho cooperativo
- Prioridade
  - Baseada nas propriedades temporais do processo

Rate Monotonic

- Quanto menor o período do processo, maior a prioridade
- Escalonamento ótimo para $D = T$
  - Se um conjunto de processos pode ser escalonado com um esquema de prioridades fixas, este conjunto de processos também pode ser escalonado com rate monotonic

Processo	Período	Prioridade
A	25	5
B	60	3
C	42	4
D	105	1
E	75	2

Teste de Utilização

- Prioridades atribuídas com rate monotonic
- Suficiente, mas não necessário
- Limite de utilização = 69.3%

$$\sum_{i=1}^{N} \left(\frac{C_i}{T_i} \right) < N \left(2^{1/N} - 1 \right)$$

N	Limite
1	100%
2	82.8%
3	78.0%
4	75.7%
5	74.3%
10	71.8%

UFRGS
UNIVERSIDADE FEDERAL DO RIO GRANDE DO SUL

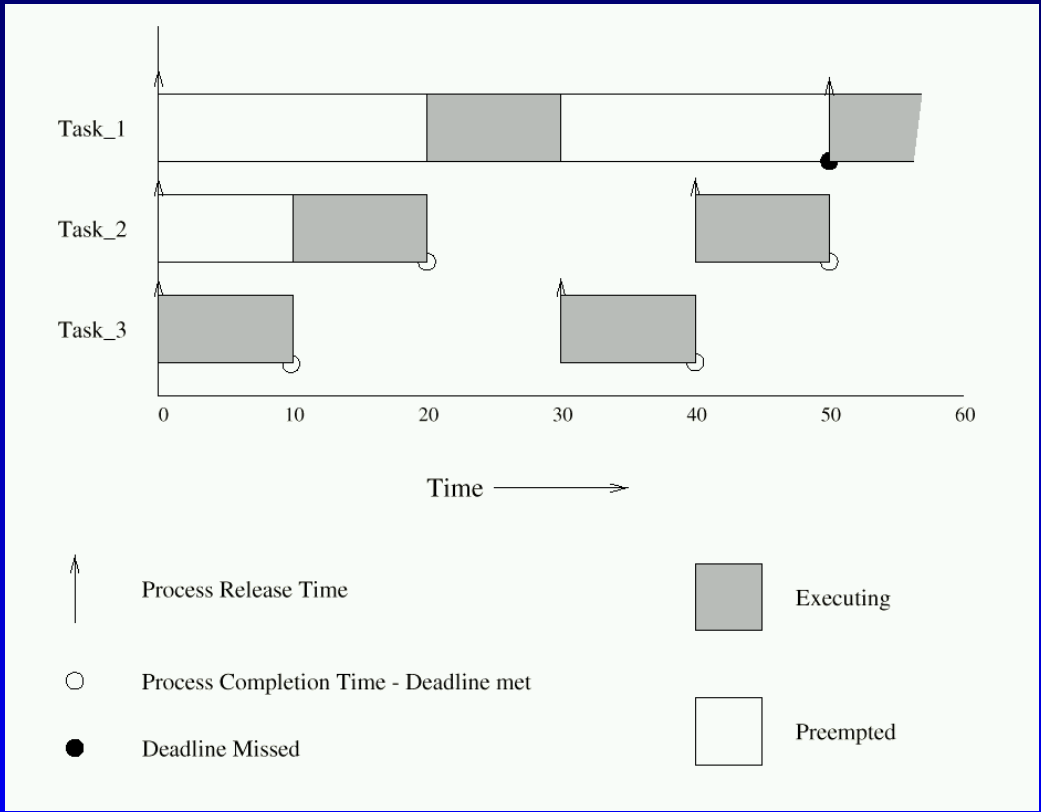
Exemplo

- Utilização total=82%
- Limite para três processos=0.78
- Falha no teste

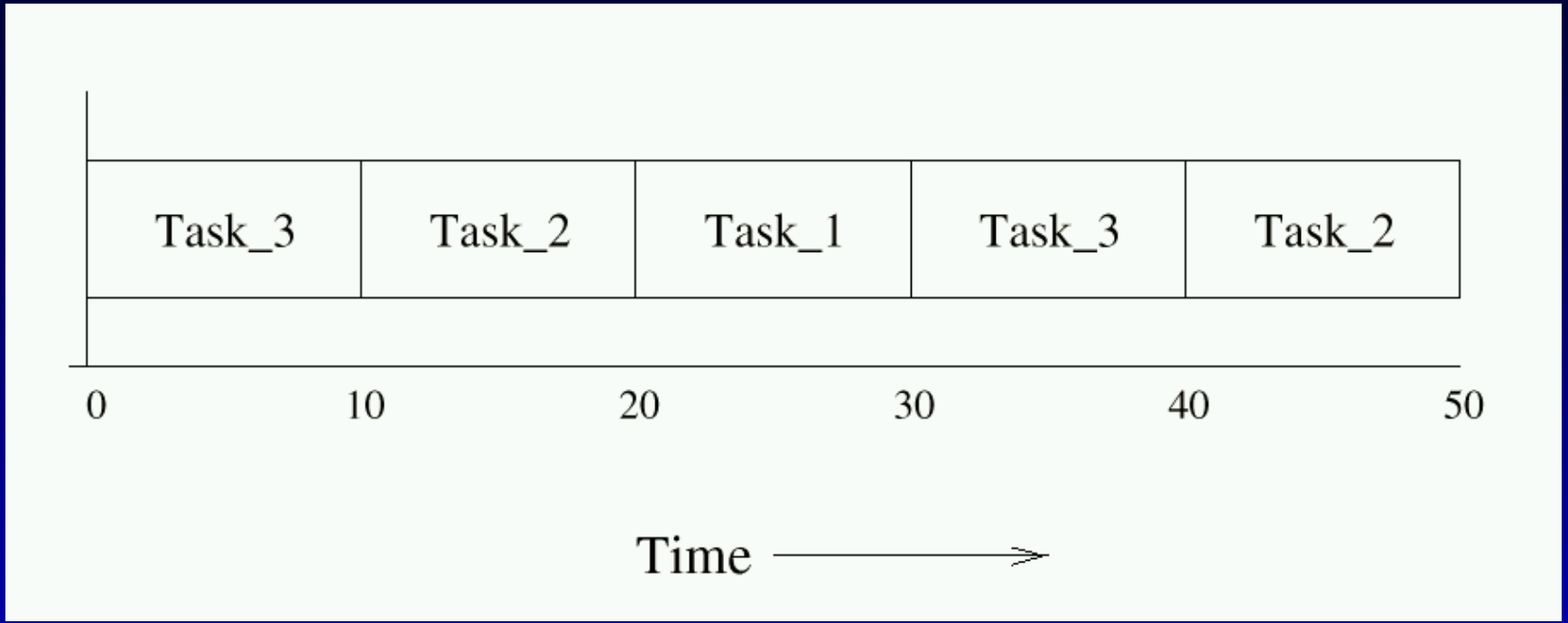
	T	C	P	U
Task 1	50	12	1	0.24
Task 2	40	10	2	0.25
Task 3	30	10	3	0.33

Time-line

- No instante 50, Task 1 executou apenas 10, quando necessitava executar 12
- perda de deadline



Gantt Chart



UFRGS
UNIVERSIDADE FEDERAL DO RIO GRANDE DO SUL

Teste Baseado em Time-line

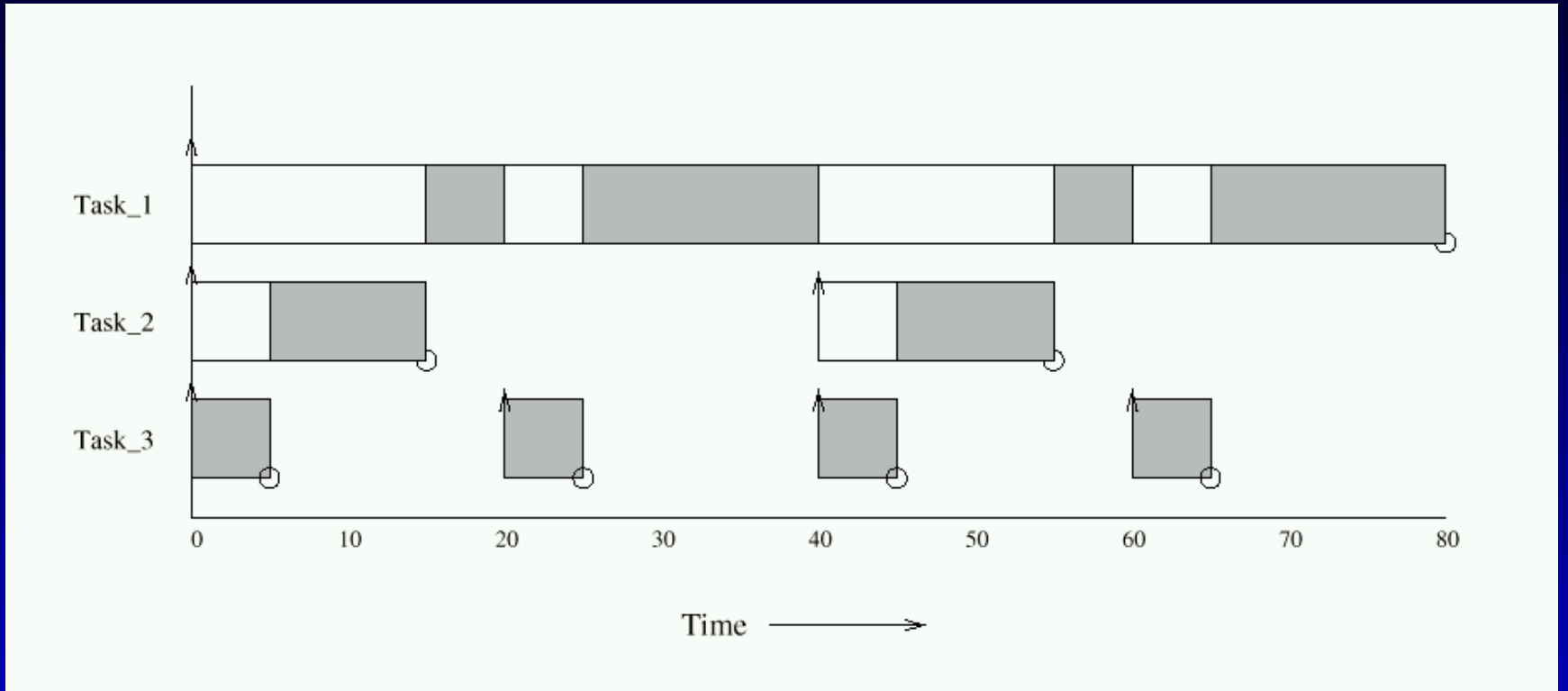
- Time-line pode ser utilizada para determinar a escalonabilidade
- Quão longa precisa ser a time-line?
  - Se todos os processos tem o mesmo instante de liberação (possuem um instante crítico em comum), uma time-line igual ao período máximo é suficiente
  - Portanto, se todos os processo cumprirem sua primeira deadline, cumprirão todas as futuras

Contra-Exemplo

- Utilização=100%
- Obviamente falha no teste de utilização

	T	C	P	U
Task 1	80	40	1	0.50
Task 2	40	10	2	0.25
Task 3	20	5	3	0.25

Contra-Exemplo



UFRGS
UNIVERSIDADE FEDERAL DO RIO GRANDE DO SUL

Análise de Tempo de Resposta

- Teste de utilização não fornece indicação do tempo de resposta de cada processo
- Para o processo de maior prioridade, $R = C$
- Os demais, sofrerão interferência dos processos de maior prioridade

$$R_i = C_i + I_i$$

UFRGS
UNIVERSIDADE FEDERAL DO RIO GRANDE DO SUL

Interferência entre Processos

- Processo j com prioridade maior do que o processo i

$$\text{Número de Liberações} = \left\lceil \frac{R_i}{T_j} \right\rceil$$

$$\text{Interferência Máxima} = \left\lceil \frac{R_i}{T_j} \right\rceil C_j$$

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

UFRGS
UNIVERSIDADE FEDERAL DO RIO GRANDE DO SUL

Cálculo do Tempo de Resposta

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

$$\omega_i^{n+1} = C_i + \sum_{j \in \mathrm{hp}(i)} \left\lceil \frac{\omega_i^n}{T_j} \right\rceil C_j$$

Exemplo

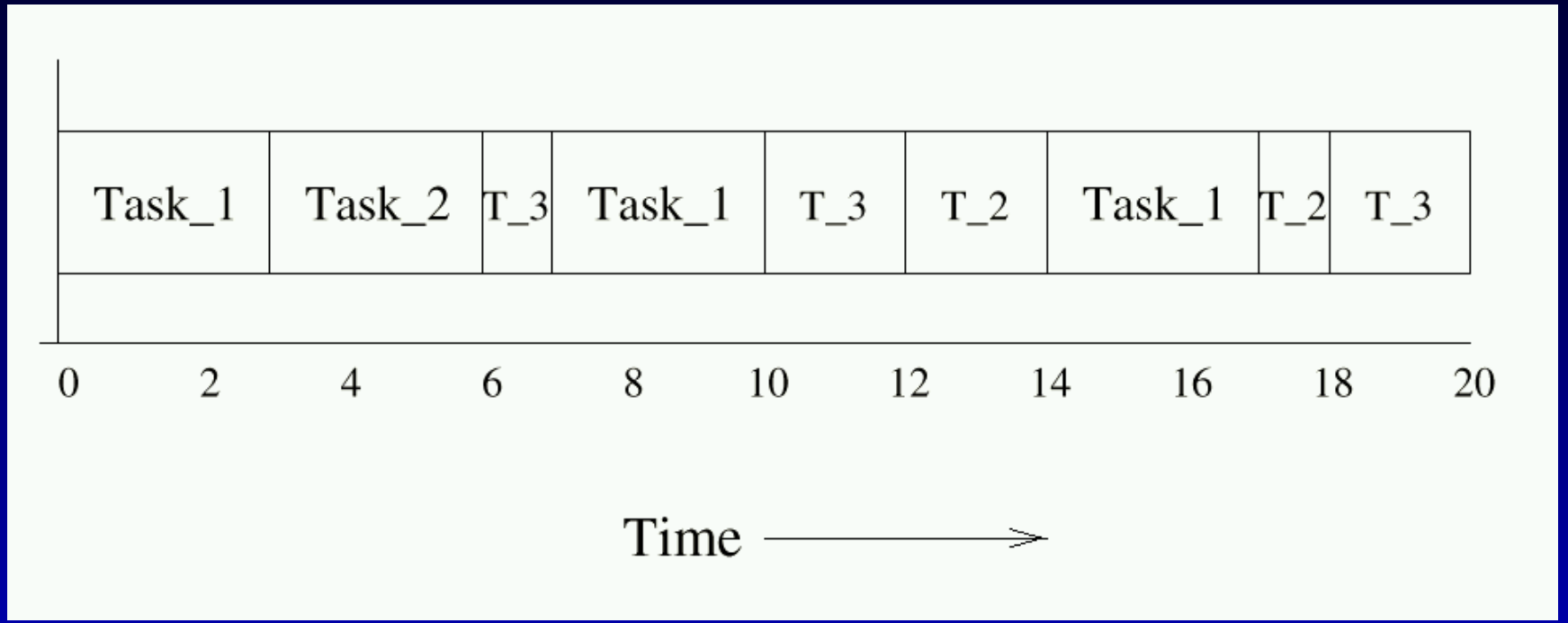
	Período	Tempo de Computação	Prioridade
Task 1	7	3	3
Task 2	12	3	2
Task 3	20	5	1

- $R_1 = 3$
- $\omega_2^0 = 3$
- $\omega_2^1 = 3 + \lceil 3/7 \rceil 3 = 6$
- $\omega_2^2 = 3 + \lceil 6/7 \rceil 3 = 6 = R_2$

Exemplo

- $\omega_3^0 = 5$
- $\omega_3^1 = 5 + \lceil 5/7 \rceil 3 + \lceil 5/12 \rceil 3 = 11$
- $\omega_3^2 = 5 + \lceil 11/7 \rceil 3 + \lceil 11/12 \rceil 3 = 14$
- $\omega_3^3 = 5 + \lceil 14/7 \rceil 3 + \lceil 14/12 \rceil 3 = 17$
- $\omega_3^4 = 5 + \lceil 17/7 \rceil 3 + \lceil 17/12 \rceil 3 = 20$
- $\omega_3^5 = 5 + \lceil 20/7 \rceil 3 + \lceil 20/12 \rceil 3 = 20 = R_3$

Exemplo



Pior-caso do Tempo de Execução

- Medição
  - Dificuldade para garantir que o pior-caso foi observado
- Análise
  - Dificuldade para modelar o processador
    - Cache
    - Pipeline
    - Wait-states
  - Influência do compilador

Processos não Periódicos

- Processos esporádicos
  - T é interpretado como o período mínimo
  - $D < T$
  - Algoritmo de cálculo de R modificado para ter como critério de parada $\omega_i^{wn+1} > D_i$
- Processos aperiódicos
  - T é interpretado como período médio

UFRGS
UNIVERSIDADE FEDERAL DO RIO GRANDE DO SUL

Deadline Monotonic

- Quanto menor o dealine, maior a prioridade
- Escalonamento ótimo para $D < T$

	T	D	C	P	R
Task 1	20	5	3	4	3
Task 2	15	7	3	3	6
Task 3	10	10	4	2	10
Task 4	20	20	3	1	20

UFRGS
UNIVERSIDADE FEDERAL DO RIO GRANDE DO SUL

Prova de que DMPO é Ótimo

- DMPO é ótimo se para qualquer conjunto de processo Q, escalonável por um esquema de prioridades Ω, Q também é escalonável por DMPO
- Se DMPO é ótimo, será possível transformar as prioridades de Q segundo Ω, nas prioridades segundo DMPO, preservando a escalonabilidade

Prova de Otimalidade

- Sejam i e j dois processos com prioridades adjacentes, tais que utilizando Ω
  - $P_i > P_j$ e $D_i > D_j$
- Definindo-se Ω' tal que a ordem de i e j é invertida, tem-se
  - Processos com prioridade $> P_i$ não são afetados
  - Processos com prioridade $< P_j$ não são afetados
  - O processo j, agora possui maior prioridade e portanto é escalonável utilizando-se Ω'
  - É necessário provar que i ainda é escalonável

Escalonabilidade de i

- Utilizando-se Ω
  - $R_j \leq D_j, D_j < D_i, D_i \leq T_i$
  - O processo i interfere apenas uma vez durante a execução de j
- Utilizando-se Ω'
  - R_i passa a ser R_j utilizando-se Ω, pois $C_j + C_i$ continua sendo o mesmo
  - O processo j interfere apenas uma vez durante a execução de i
  - $R'_i = R_j \leq D_j < D_i$, portanto i é escalonável
- Por repetição, DMPO é escalonável e ótimo

Interferência entre Processos

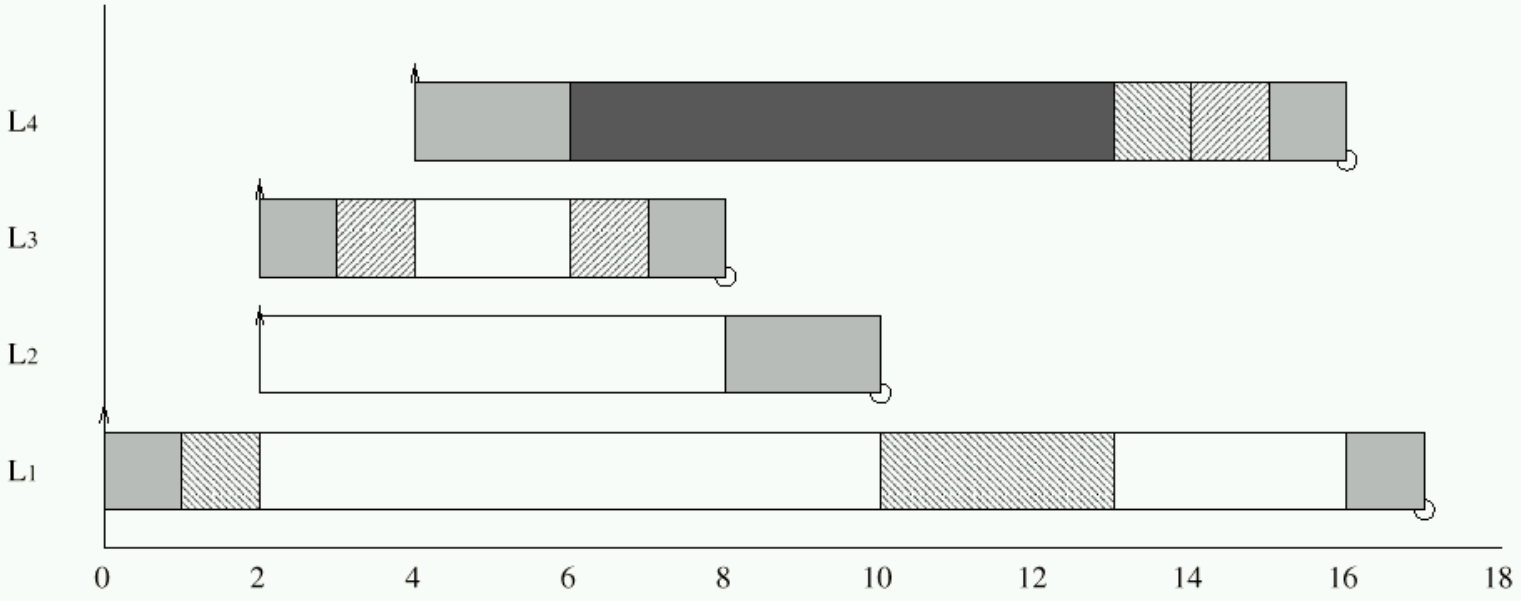
- Em geral, processos não são independentes
  - Comunicação e sincronismo causam bloqueamento de processos
- Inversão de prioridade
  - Quando um processo é bloqueado esperando por um evento gerado por um processo de menor prioridade
  - Exemplo:
    - L_1 e L_4 compartilham uma seção crítica Q
    - L_3 e L_4 compratilham outra seção crítica V

UFRGS
UNIVERSIDADE FEDERAL DO RIO GRANDE DO SUL

Exemplo

Processo	P	Seqüência de Execução	Liberação
L_4	4	EEQVE	4
L_3	3	EVVE	2
L_2	2	EE	2
L_1	1	EQQQQE	0

Exemplo



Executing with Q locked

Executing with V locked

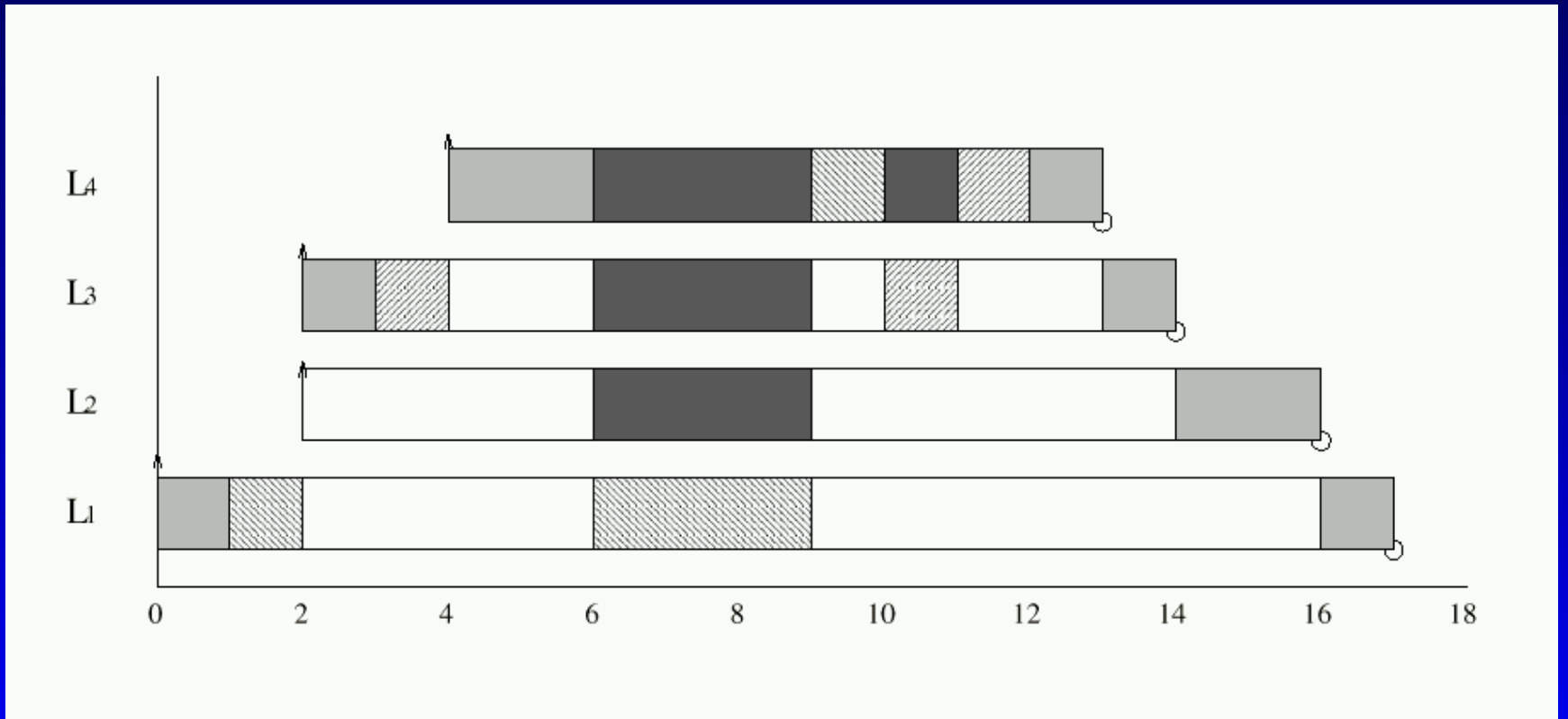
Blocked

Preempted

Executing

Herança de Prioridade

- Se um processo p é suspenso esperando por um processo q, de menor prioridade, => prioridade de q = prioridade de p



UFRGS
UNIVERSIDADE FEDERAL DO RIO GRANDE DO SUL

Cálculo do Tempo de Bloqueio

- usage$(k, i) = 1$ se o recurso k é usado por pelo menos um processo de prioridade $< i$ e pelo menos um processo de prioridade $\geq i$ e 0 caso contrário
- CS(k) = tempo de execução da seção crítica

$$B_i = \sum_{k=1}^{K} \text{usage}(k, i)\text{CS}(k)$$

Tempo de Resposta com Bloqueio

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

Protocolos de Priority Ceiling

- Herança de prioridade
  - Cálculo de pior-caso pessimista
  - Bloqueamento transiente
  - Possibilidade de deadlock
- Priority ceiling
  - Um processo de alta prioridade pode ser bloqueado uma única vez por um processo de menor prioridade
  - Bloqueamento transiente e deadlocks são prevenidos
  - É garantida a exclusão mútua no acesso aos recursos

Original Ceiling Priority Protocol

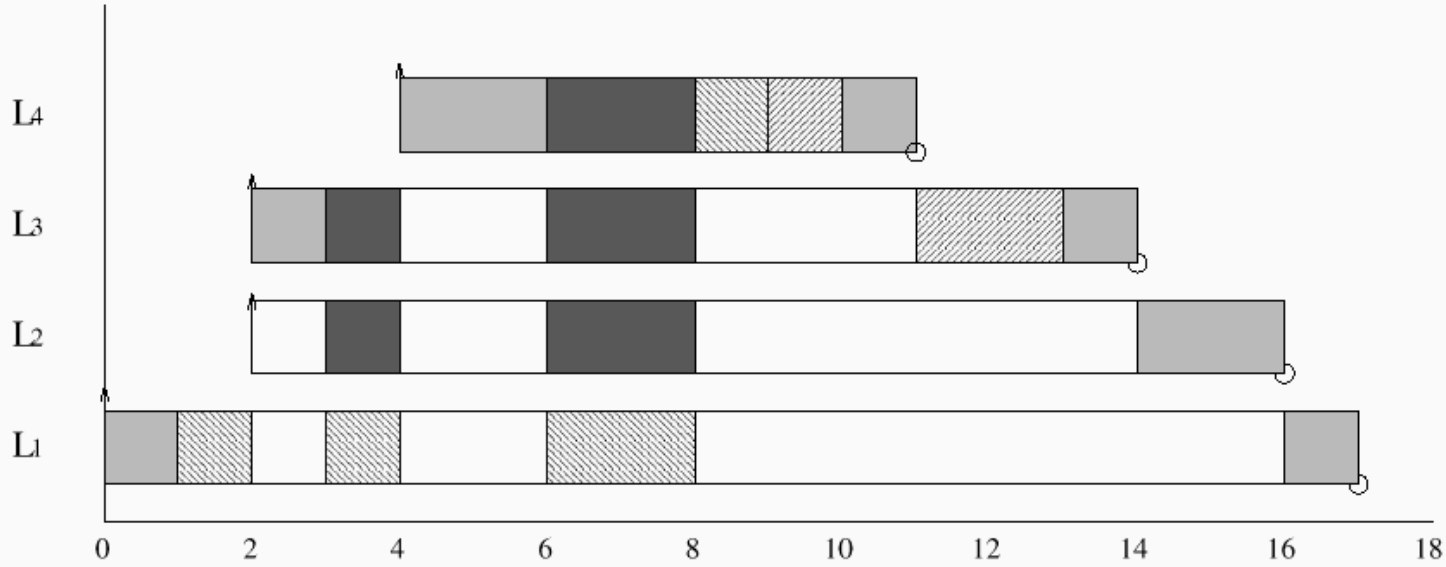
- Cada processo tem uma prioridade estática
- Cada recurso tem um valor de ceiling
  - Máx{prioridade dos processos que o acessam}
- Cada processo tem uma prioridade dinâmica
  - Máx{prioridade estática, prioridade herdada}
- Um processo pode reservar um recurso somente se a sua prioridade dinâmica é maior do que o ceiling de qualquer recurso já reservado por outros processos

OCPP

- O primeiro recurso sempre será alocado
- Um segundo recurso só será reservade se não exister um processo de prioridade maior que use o mesmo recurso
- Processo de alta prioridade só serão bloqueados uma única vez por processo de baixa prioridade

$$B_i = \max_{k=1}^{K} \text{usage}(k, i)\text{CS}(k)$$

Exemplo



Executing with Q locked

Executing with V locked

Blocked

Preempted

Executing

UFRGS
UNIVERSIDADE FEDERAL DO RIO GRANDE DO SUL

Immediate Ceiling Priority Protocol

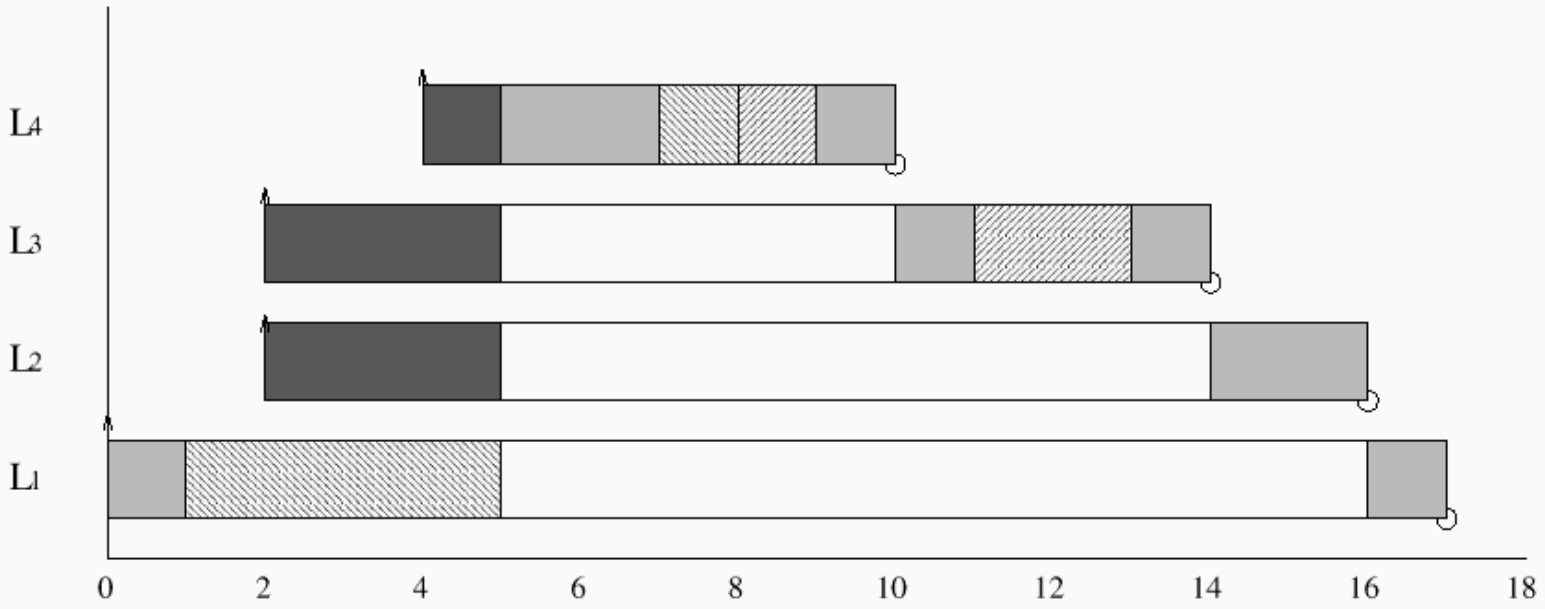
- Cada processo tem uma prioridade estática
- Cada recurso tem um valor de ceiling
  - Máx{prioridade dos processos que o acessam}
- Cada processo tem uma prioridade dinâmica
  - Máx{prioridade estática, ceiling dos recursos reservados}
- Os processo serão bloqueados apenas no início de sua execução
  - Quando o processo realmente começar a executar todos os recursos estarão disponíveis

UFRGS
UNIVERSIDADE FEDERAL DO RIO GRANDE DO SUL

ICPP

- Pior caso do tempo de bloqueio=OCPP
- É mais fácil de implementar do que OCPP
  - Não necessita monitorar as relações de bloqueio
- Provoca menos trocas de contexto
- Causa mais trocas de prioridade
  - Trocas a cada reserva de recurso
  - OCPP apenas causa troca de prioridade se um bloqueio é provocado
- ICPP é denominado Priority Protected Protocol no POSIX
  - Utilizado por variáveis mutex

Exemplo



Ceiling, Exclusão Mútua e Deadlocks

- Os protocolos OCPP e ICPP implementam a exclusão mútua por sí só, sem necessidade de outras primitivas para garantir a exclusão mútua
- Previnem Deadlocks
  - Não existe a possibilidade de espera circular

UFRGS
UNIVERSIDADE FEDERAL DO RIO GRANDE DO SUL

Escalonamento Cooperativo

- $B_{\text{máx}} =$ máximo tempo de bloqueio
- Cada processo é divididos em blocks não-preemptíveis, limitados por $B_{\text{máx}}$
  - Ao final de cada bloco é chamada uma função do kernel para oferecer a chance de "desescalonamento"
  - O kernel pode monitorar o tempo e enviar um sinal ou abortar o processo se um bloco não preemptível for maior do que Bmáx
- Exclusão mútua garantida dentro de cada bloco não-preemptível

Escalonamento Cooperativo

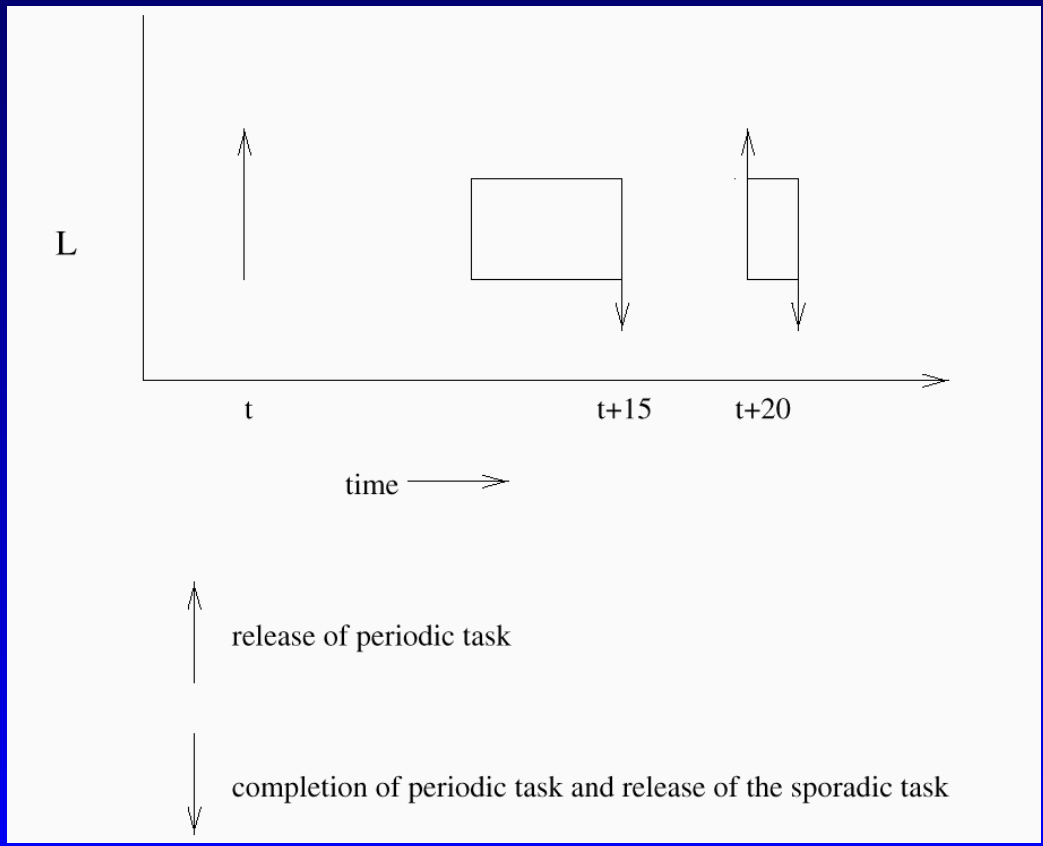
- Aumenta a escalonabilidade do sistema
- Tende a causar menores valores de tempo de computação
- Não ocorre interferência no último bloco
- F_i=tempo de execução do último bloco

$$\omega_i^{n+1} = B_i + C_i - F_i + \sum_{j \in \text{hp}(i)} \left\lceil \frac{\omega_i^n}{T_j} \right\rceil C_j$$

$$R_i = \omega_i^n + F_i$$

Jitter de Liberação

- Processo periódico (L) liberando um processo esporádico (S)
- $T_L = T_S$?



Jitter de Liberação

- Execução do processo periódico pode ser qualquer valor entre R_L e $C_L = 0$
- $T_L - R_L < T_S < T_L$
- J =jitter de liberação
- O processo i vai sofrer:
  - Uma interferência de S se $0 \leq R_i < T - J$
  - Duas interferências de S se $T - J \leq R_i < 2T - J$
  - Três interferências de S se $2T - J \leq R_i < 3T - J$

Tempo de Resposta com Jitter

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

$$R_i^{\text{periódico}} = R_i + J_i$$

Deadline Arbitrário

- $D > T$
- É necessário considerar a liberação de diversas instâncias do processo
- $\omega(q)$ =janela com a superposição de q instâncias

$$\omega_i^{n+1}(q) = B_i + (q+1)C_i + \sum_{j \in \mathrm{hp}(i)} \left\lceil \frac{\omega_i^n(q)}{T_j} \right\rceil C_j$$

Resposta com Deadline Arbitrário

$$R_i(q) = \omega_i^n(q) - qT_i$$

$$R_i(q) \leq T_i$$

$$R_i = \max_{q=0,1,2,\ldots} R_i(q)$$

Atribuição de Prioridade

- Para deadlines genéricos, nenhum algoritmos simples (rate ou deadline monotonic) é ótimo
- Teorema:
  - Se um processo T possui a prioridade mais baixa e é factível, então
    - Se um esquema de prioridades factível existe para todo o conjunto de processos, então
      - Existe um esquema de prioridades tal que T possui a menor prioridade
- O teorema pode ser aplicado sucessivamente
- Se o teste de factibilidade for exato (necessário e suficiente) o esquema obtido é ótimo

Outros Esquemas

- Esquemas sem prioridade
  - Round-robin
    - É alocado um quantum de tempo para cada processo
  - First-in First-out
  - Pode-se ter um esquema de prioridade com vários processos com a mesma prioridade
    - Escalonamento RR ou FIFO em cada fila de prioridade
    - Utilizado no POSIX
- Shortest Job First

UFRGS
UNIVERSIDADE FEDERAL DO RIO GRANDE DO SUL

Outros Esquemas

- Escalonamento dinâmico
  - Earliest deadline
  - Least slack time
    - slack=deadline-tempo de execução
  - Algoritmos ótimos
    - Garantem escalonabilidade com utilização de 100%
  - Adequados para processos aperiódicos
  - Deadlines são perdidos durante sobrecargas transitórias
  - Pouco previsibilidade quando é introduzido bloqueamento