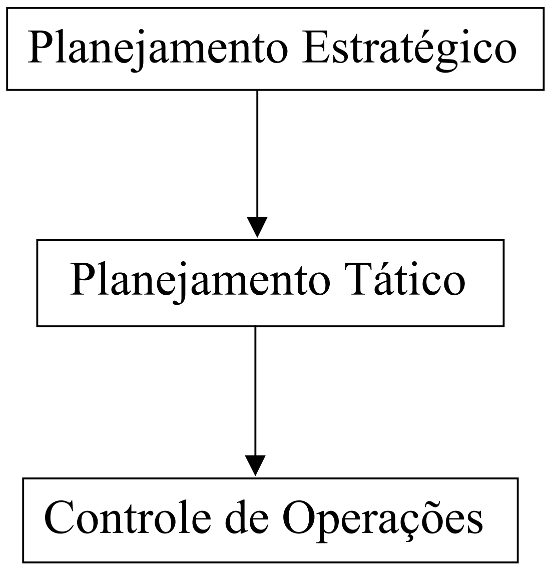
PLANEJAMENTO HIERÁRQUICO DE SISTEMAS DE MANUFATURA



Planejamento Estratégico

É um processo de decisão envolvendo

- definição dos objetivos da empresa
- recursos para atingir os objetivos
- políticas de aquisição, uso e disposição de recursos

Decisões Típicas

- localização de novas fábricas e armazéns
- aquisição de novos equipamentos
- projeto de centros de trabalho em cada fábrica
- projeto de facilities de transporte

Horizonte de Planejamento Típico: 1 a 5 anos

Planejamento Tático

Trata da utilização eficaz e eficiente dos recursos disponíveis em horizonte de médio prazo dividido em períodos

Alocação eficaz de recursos deve satisfazer a demanda e requisitos tecnológicos, levando em consideração custos e lucros associados com a operação dos recursos

Decisões Típicas

- determinação da mão de obra regular e hora extra
- determinação de taxas de produção e níveis de estoque
- alocação de recursos a famílias de produtos
- seleção de alternativas de transporte

Horizonte de Planejamento Típico: 1 ano

Controle de Operações

Está relacionado com o controle cotidiano de execução de operações a partir do planejamento tático

No nível operacional são decididos os programas (schedules) detalhados da produção dos itens finais e componentes

Decisões Típicas

- designação de ordens de clientes a máquinas individuais
- programação das ordens no chão de fábrica
- controle de estoques
- controle de qualidade
- programação de veículos

PROGRAMAÇÃO (SCHEDULING) DE TAREFAS

Trata da alocação de recursos limitados a tarefas (jobs) ao longo do tempo de forma a otimizar um ou mais critérios

Encontra aplicação em diversas áreas:

- manufatura
- hospital
- veículos
- computação
- projeto

Teoria de Scheduling

Está relacionada com modelos matemáticos dos problemas e técnicas de resolução dos modelos. Os problemas pertencem à área de otimização combinatória.

Enfoque quantitativo:

Descrever as metas em uma (ou mais de uma) função objetivo e explicitar as restrições

Custos

Os custos nas decisões de scheduling são difíceis de medir e identificar. Os principais custos de operação (mais facilmente identificáveis) são determinados pelo planejamento

Exemplos de metas relevantes em scheduling são:

- utilização eficiente de recursos
- resposta rápida às demandas
- bom desempenho com relação aos instantes de término de processamento das tarefas

Medidas Típicas de Desempenho:

- tempo ocioso de máquina
- tempo de espera de uma tarefa
- atraso no término de uma tarefa

Essas medidas são usadas como substitutas do custo total

Restrições

Tipos mais comuns de restrições em problemas de scheduling:

- Limite de recursos disponíveis

- Restrições tecnológicas na ordem de execução das tarefas

Resolver um problema de scheduling corresponde a responder duas questões:

- quais recursos devem ser alocados para executar cada tarefa?

- quando cada tarefa é executada?

Problema de Job-Shop Convencional

- n tarefas $\{i_1, ..., i_n\}$ devem ser processadas pelas máquinas $\{M_1, ..., M_m\}$

- Cada tarefa deve ser processada em cada máquina somente uma vez

- processamento de uma tarefa i em uma máquina j é chamado de operação com duração p_{ij} conhecida

- restrições tecnológicas: indicam a ordem (rota) que cada tarefa deve ser processada pelas máquinas

- r_i = instante em que a tarefa i está disponível para processamento é conhecido

Exemplo

Tempos de Processamento

Tarefa		Máquina M_1	Máquina M_2
	1	2	3
Tarefa	2	1	4
	3	6	5

Roteamento

Tarefa		Máquina	
	1	M_1	M_2
Tarefa	2	M_2	M_1
	3	M_1	M_2

Se todas as tarefas têm a mesma ordem de processamento tem-se um problema de flow-shop

Hipóteses para os Problemas de Scheduling

1) Duas operações de uma mesma tarefa não podem ser executadas simultaneamente

2) Cada operação, uma vez iniciada, deve ser completada antes que outra operação seja iniciada naquela máquina

3) Cada tarefa tem m operações distintas, uma em cada máquina

4) Cada tarefa deve ser processada até seu término

5) Nenhuma máquina pode processar mais de uma operação por vez

6) Máquinas não quebram

7) Restrições tecnológicas são conhecidas

8) Não existe aleatoriedade

Classificação dos Problemas de Scheduling

Estático: número de tarefas e instantes de disponibilidade para processamento r_i são conhecidos

Determinístico: não existe aleatoriedade nos parâmetros tempo de processamento, r_i, etc.

Dinâmico: número de tarefas e r_i são variáveis aleatórias

Estocástico: tempo de processamento e outros parâmetros são variáveis aleatórias;uma máquina pode quebrar com uma certa distribuição de probabilidade

MEDIDAS DE DESEMPENHO NA PROGRAMAÇÃO DA PRODUÇÃO

- atender datas de entrega
- minimizar o tempo para completar o processamento de todas as tarefas
- minimizar custos de estoque: estoque de produto acabado, estoque de matéria prima, estoque em processamento (tarefas esperando por máquinas)
- minimizar número de tarefas atrasadas
- maximizar utilização de máquinas e outros recursos

A otimização dos critérios acima é freqüentemente conflitante: a redução de um critério pode levar ao acréscimo de outro critério.

Definições e Notação

Considere n tarefas J_i, i=1,…, n, cada tarefa composta de m operações e cada operação executada em uma máquina distinta

r_i = instante em que J_i está disponível para iniciar seu processamento

d_i = data de entrega (prometida) de J_i

W_{ik} = tempo de espera de J_i que precede sua k-ésima operação

W_i = tempo total de espera de J_i: $W_i = \sum_{k=1}^{m} W_{ik}$

C_i = instante de término de J_i :

$$C_i = r_i + \sum_{k=1}^{m} \left(W_{ik} + p_{ij(k)}\right)$$

onde

$p_{ij(k)}$ = tempo de processamento da k-ésima operação de J_i na máquina $M_{j(k)}$

F_i = tempo de fluxo de J_i : $F_i = C_i - r_i$

L_i = lateness de J_i : $L_i = C_i - d_i$

T_i = atraso de J_i : $T_i = \max\{L_i, 0\}$

E_i = avanço de J_i : $E_i = \max\{-L_i, 0\}$

Seja X_i qualquer quantidade relacionada a J_i

$$\overline{X} = \frac{1}{n}\sum_{i=1}^{n} X_i$$: média sobre todas as tarefas

$$X_{max} = \max\{X_1, X_2, ... X_n\}$$: máximo sobre todas as tarefas

Por exemplo,

$\overline{F}$ = tempo de fluxo médio

C_{max} = instante de término de processamento de todas as tarefas (makespan)

Tempo ocioso na máquina M_j :

$$I_j = C_{max} - \sum_{i=1}^{n} p_{ij}$$

Outras variáveis:

$N_w(t)$ = número de tarefas esperando entre máquinas ou não disponíveis para processamento no instante t

$N_p(t)$ = número de tarefas sendo processadas em t

$N_c(t)$ = número de tarefas completadas até o instante t

$N_u(t)$ = número de tarefas ainda não completadas até o instante t

$N_u(0) = n \quad , \qquad N_u(C_{max}) = 0$

$$N_w(t) + N_p(t) + N_c(t) = n$$

$$N_w(t) + N_p(t) = N_u(t)$$

Critérios Baseados em Instantes de Término

Principais critérios : F_{max}, C_{max}, $\overline{F}$, $\overline{C}$

F_{max} : custo de um programa é relacionado com a tarefa que fica mais tempo no sistema de produção

$\overline{F}$: custo de um programa é relacionado com o tempo médio de permanência das tarefas no sistema, que está associado ao estoque em processamento

$\overline{C}$ = é equivalente a $\overline{F}$

C_{max} : custo de um programa é relacionado com o tempo total para concluir o processamento de todas as tarefas, que está associado à máxima utilização das máquinas

Se $r_i = 0,\ \forall J_i$, então F_{max} e C_{max} são equivalentes, caso contrário são critérios distintos

Outros critérios: minimizar

$$\sum_{i=1}^{n} \alpha_i C_i \qquad \text{ou} \qquad \sum_{i=1}^{n} \alpha_i C_i$$

onde $\alpha_i > 0$, i=1, …, n são pesos com $\sum_{i=1}^{n} \alpha_i = 1$

P = matriz de tempos de processamento das tarefas nas máquinas

R = matriz de roteamento das tarefas nas máquinas

Exemplo

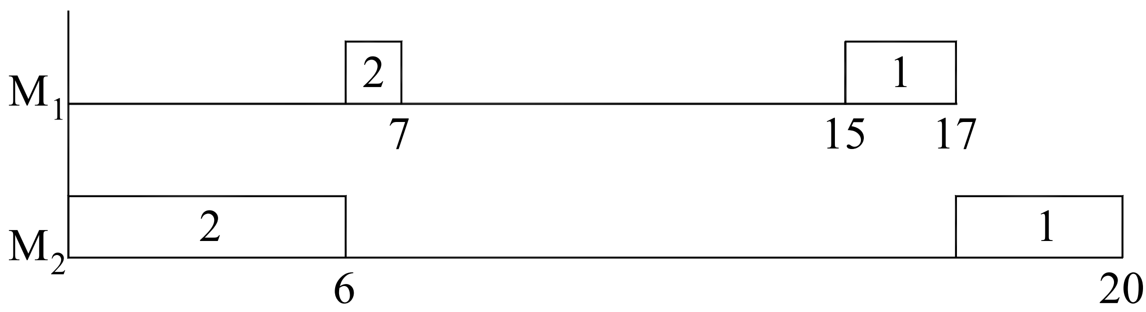
$$P = \begin{array}{c|c|c|} & M_1 & M_2 \\ \hline J_1 & 2 & 3 \\ \hline J_2 & 1 & 6 \\ \hline \end{array} \qquad R = \begin{array}{c|c|c|} & \multicolumn{2}{c}{\text{Máquina}} \\ \hline J_1 & M_1 & M_2 \\ \hline J_2 & M_2 & M_1 \\ \hline \end{array}$$

$r_1 = 15 \,;\, r_2 = 0$

$F_1 = 20 - 15 = 5$

$\Rightarrow F_{max} = 7 \,;\, C_{max} = 20$

$F_2 = 7 - 0 = 7$



Critérios Baseados em Datas de Entrega

Minimizar $\overline{L}$ ou L_{max} é apropriado quando existe um prêmio ao se terminar tarefas mais cedo

Minimizar $\overline{T}$ ou T_{max} é apropriado quando existe um custo ao se terminar as tarefas atrasadas

Minimizar $\overline{E}$ ou E_{max} é apropriado quando se deseja minimizar custo de estoque

Outro critério: minimizar

$$\sum_{i=1}^{n} \left(\alpha_i E_i + \beta_i T_i\right)$$

Classificação das Medidas de Desempenho

São classificadas em regulares e não regulares

Uma medida regular R a ser minimizada possui a propriedade de ser não decrescente com os instantes de término $C_1, C_2, ..., C_n$, das tarefas, isto é,

$$C_1 \leq C'_1, C_2 \leq C'_2, ..., C_n \leq C'_n$$

implica em

$$R(C_1, C_2, ..., C_n) \leq R(C'_1, C'_2, ..., C'_n)$$

Pode-se mostrar que

$\overline{C}, C_{max}, \overline{F}, F_{max}, \overline{L}, L_{max}, \overline{T}, T_{max}$ e

n_T (número de tarefas atrasadas) são medidas regulares

Exemplo

Seja a medida C_{max}

$$R(C_1, C_2, ..., C_n) = C_{max} = \max\{C_1, C_2, ..., C_n\}$$

$$\max\{C'_1, C'_2, ..., C'_n\} = R(C'_1, C'_2, ..., C'_n)$$

Relação entre Medidas de Desempenho

Duas medidas de desempenho são equivalentes se um programa que é ótimo para uma medida também é ótimo para outra medida

Teorema 5.1 : As seguintes medidas de desempenho são equivalentes:

$$\overline{C};\ \overline{F};\ \overline{W};\ \overline{L}$$

Demonstração

$$C_i = F_i + r_i = W_i + \sum_{j=1}^{m} p_{ij} + r_i = L_i + d_i$$

Somando sobre todas as tarefas e dividindo por n,

$$\overline{C} = \overline{F} + \overline{r} = \overline{W} + \frac{1}{n} \sum_{i=1}^{n} \sum_{j=1}^{m} p_{ij} + \overline{r} = \overline{L} + \overline{d}$$

$\overline{r}, \left(\frac{1}{n} \sum_{i=1}^{n} \sum_{j=1}^{m} p_{ij} \right)$ e $\overline{d}$ são constantes e independentes do programa. Portanto, um programa que minimiza $\overline{C}$ também minimiza $\overline{F}, \overline{W}$ e $\overline{L}$, isto é, as medidas são equivalentes. Além disso, como $\overline{C}$ é regular segue-se que $\overline{F}, \overline{W}$ e $\overline{L}$ também são regulares.

Observação : as medidas $C_{max}, F_{max}, W_{max}$ e L_{max}, não são equivalentes, em geral

Casos Particulares :

Se $r_i = 0, \forall i,$ então $C_i = F_i, \forall i, \Rightarrow C_{max}$ e F_{max} são equivalentes

Se $d_i = d, \forall i,$ então $L_i = C_i - d, \Rightarrow L_{max}$ e C_{max} são equivalentes

Teorema 5.2 : Um programa que é ótimo com relação a L_{max}, também é ótimo com relação a T_{max}

Demonstração

$$T_{max} = \max\{\max\{L_1, 0\}, \max\{L_2, 0\}, \ldots, \max\{L_n, 0\}\}$$

$$= \max\{L_1, L_2, L_n, 0\}$$

$$= \max\{L_{max}, 0\}$$

Portanto, minimizar L_{max} $\Rightarrow$ minimizar T_{max}

Observação : minimizar T_{max} não implica minimizar L_{max}, pois $T_{max} \geq 0,$ enquanto L_{max} pode ser negativo, zero ou nulo

Teorema 5.3 : As seguintes medidas são equivalentes

$$\text{i) min } C_{max}; \text{ ii) max } \overline{N}_p; \text{ iii) min } \bar{I}$$

Prova

Equivalência de i) e ii)

$$\overline{N}_p = \frac{1}{C_{max}} \int_0^{C_{max}} N_p(t)dt$$

$N_p(t)$ = número de tarefas em processamento no instante t

Seja

$$\delta_i(t) = \begin{cases} 1, \text{ se } & J_i \text{ está sendo processado numa máquina} \\ & \text{no instante t} \\ 0, \text{ caso contrário} \end{cases}$$

Então

$$N_p(t) = \sum_{i=1}^{n} \delta_i(t)$$

Note que no período $[0, C_{max}]$, $\delta_i(t) = 1$ no intervalo $\sum_{j=1}^{m} p_{ij}$, tempo total de processamento de J_i. Portanto

$$\int_0^{C_{max}} \delta_i(t)dt = \sum_{j=1}^{m} p_{ij}$$

e daí

$$\int_0^{C_{max}} N_p(t)dt = \sum_{i=1}^{n} \int_0^{C_{max}} \delta_i(t)dt = \sum_{i=1}^{n} \sum_{j=1}^{m} p_{ij}$$

e

$$\overline{N}_p = \frac{\sum_{i=1}^{n} \sum_{j=1}^{m} p_{ij}}{C_{max}}$$

Como o numerador é constante, temos que maximizar $\overline{N}_p$ é equivalente a minimizar C_{max}

Equivalência entre i) e iii) :

Note que

$$I_j = C_{max} - \sum_{i=1}^{n} p_{ij}$$

Portanto

$$\bar{I} = \frac{1}{m} \sum_{j=1}^{m} I_j = \frac{1}{m} \left(m \ C_{max} - \sum_{j=1}^{m} \sum_{i=1}^{n} p_{ij} \right)$$

$$= C_{max} - \underbrace{\frac{1}{m} \sum_{j=1}^{m} \sum_{i=1}^{n} p_{ij}}_{\text{constante}}$$

$\Rightarrow$ $\bar{I}$ e C_{max} são equivalentes

Como C_{max} é uma medida regular, concluimos que $\bar{I}$ e $\overline{N}_p$ são também regulares (min(-$\overline{N}_p$) é equivalente a max $\overline{N}_p$).

Classificação dos Problemas de Scheduling

São classificadas através de 4 parâmetros: n / m / A / B

n: número de tarefas

m: número de máquinas

A: descreve o padrão de fluxo entre máquinas. Se m = 1, A é omitido. A pode ser:

i) F: flow shop: todas as tarefas são processadas na mesma ordem pelas máquinas

ii) P: flow shop de permutação: a seqüência de processamento das tarefas nas máquinas é a mesma

iii) G: job shop: cada tarefa tem uma rota de máquinas para processamento

B: descreve a medida de desempenho do problema

Exemplo: n / 2 / F / C_{max}: n tarefas, 2 máquinas, problema de flow shop com o objetivo de minimizar o makespan