ZESZYTY NAUKOWE POLITECHNIKI SLĄSKIEJ 1992
Seria: AUTOMATYKA z. 109 Nr kol. 1175

Mirosław Zaborowski
Politechnika Swietokrzyska

HARMONOGRAMOWANIE NADAŻNE JAKO METODA DEKOMPOZYCJI ZŁOZONYCH ZADAN HARMONOGRAMOWANIA PRODUKCJI

THE FOLLOW-UP SCHEDULING AS A DECOMPOSITION METHOD FOR COMPLEX PROBLEMS OF PRODUCTION SCHEDULING

СЛЕДЯЩАЯ РАЗРАБОТКА РАСПИСАНИЙ КАК МЕТОД ДЕКОМПОЗИЦИИ СЛОЖНЫХ ЗАДАЧ ПОСТРОЕНИЯ ПРОИЗВОДСТВЕННЫХ ГРАФИКОВ

Streszczenie: W pracy przedstawiono algorytm harmonogramowania nadażnego oraz twierdzenia charakteryzujące jego właściwości. Pokazano, że wraz z optymalnym planowaniem produkcji algorytm ten może być stosowany zamiast optymalnego harmonogramowania produkcji. Zwrócono uwage na uzyskiwane ta droga radykalne zmniejszenie trudności obliczeniowych.

Summary: The follow-up scheduling algorithm and theorems describing its qualities have been presented in the paper. It has been shown that with optimal production planning this algorithm may be applied instead of optimal production scheduling. A great reduction of computational difficulties obtained on this way has been pointed out.

Резюме: В статье представлен алгоритм следящей разработки расписаний и теоремы описующие его свойства. Показано,что вместе с оптимальном планированием производства этот алгоритм можно применять вместо оптимальной разработки производственных графиков. Подчеркнуто полученное таким образом большое уменьшение вычислительных трудностей.

1. Planowanie i harmonogramowanie produkcji

Rozważmy system produkcyjny złożony z podsystemów produkcyjnych i magazynów buforowych. Planowane ilości produktów, wahania zapasów, koszty produkcji i zysk w horyzoncie planowania podzielonym chwilami t_k^p na okresy T_k^p, $k = 1..K$ (rys. 1), zależą od planowanych ilości materiałów w_{nmjqk}^{pl} przepływajacych w strumieniach wiodacych poszczególnych podsystemów, przy czym $n \in \mathcal{N}$ – indeks podsystemów, $m \in \mathcal{M}_n$ – indeks wariantów produkcyjnych n-tego podsystemu, $j \in \mathcal{J}_{nm}$ – indeks strumieni wiodacych n-tego podsystemu pracujacego w m-tym wariancie, $q \in Q_{nmj}$ -indeks podwariantów j-tej sekcji n-tego podsystemu pracujacego w m-tym wariancie produkcyjnym [4].

Zarówno warianty,jak i podwarianty produkcyjne różnia się miedzy soba zbiorami materiałów dopływajacych i/lub odpływajacych z danego n-tego podsystemu, lecz zmiana wariantu wymaga przezbrojenia, podczas gdy przejścia miedzy podwariantami odbywaja się w pomijalnie krótkim czasie i bez kosztów przełaczeń. Zmiany wariantów $m \in \mathcal{M}_n$ moga się wiazać ze zmianami przyporządkowania jednostek produkcyjnych danego podsystemu do sekcji o obciażeniach narzucanych przez poszczególne strumienie wiodace $j \in \mathcal{J}_{nm}$, a także ze zmiana liczby równoległe pracujacych sekcji.Szybkie zmiany podwariantów $q \in Q_{nmj}$ moga odbywać się niezależnie dla każdej j-tej sekcji.

Na rys. 1 przedstawiono przykładowe przebiegi czasowe planowanych wielkości wiodących $w^{p}_{nmjq}(t)$, wynikających z podzielenia planowanych ilości materiałów przepływających w strumieniach wiodących w^{pl}_{nmjqk} przez długości odpowiednich okresów planowania T^{p}_{k}. Pominięto przy tym indeks n jako nieistotny, gdyż harmonogramowanie nadażne działa niezależnie dla każdego podsystemu (rozdz. 2), oraz indeks q, ponieważ w rozpatrywanym przykładzie zawsze q=1. Na rys.1 pokazano wszystkie przebiegi $w^{p}_{mj}(t)$, czyli $w^{p}_{1,1}, w^{p}_{1,2}, w^{p}_{2,1}$. W przykładzie przyjęto K=8, $\mathcal{M}_n=\{1,2\}$, $\mathcal{J}_{n1}=\{1,2\}$, $\mathcal{J}_{n2}=\{1\}$, $Q_{n11}=\{1\}$, $Q_{n12}=\{1\}$, $Q_{n21}=\{1\}$, co oznacza, że horyzont planowania obejmuje 8 okresów; rozpatrywany n-ty podsystem może pracować w 2 różnych wariantach produkcyjnych o indeksach m=1, m=2; w pierwszym z tych wariantów są dwa strumienie wiodące o indeksach j=1, j=2, a w drugim jeden o indeksie j=1; strumieniom wiodącym odpowiadają sekcje podsystemu, z których każda może pracować tylko w jednym podwariancie q=1 (nie ma szybkich przełączeń podwariantów).

Wyznaczenie zmiennych decyzyjnych planowania produkcji w^{pl}_{nmjqk} nie określa chwil przełączeń t^{h}_{nl} między wariantami produkcyjnymi podsystemów, długości okresów harmonogramowania T^{h}_{nl}, wariantów wybranych dla tych okresów $m^{h}_{nl} \in \mathcal{M}_n \cup \{\emptyset\}$ (indeks m=Ø odpowiada postojowi), ani wielkości partii w^{hb}_{nmjql}. Są to zmienne decyzyjne harmonogramowania produkcji. Decyzje o zmianach podwariantów nie należą do harmonogramowania, lecz do sterowania obciążeniami chwilowymi podsystemów produkcyjnych.

Powszechnie stosowana formalizacja problemu optymalnego harmonogramowania produkcji jest modyfikacją zadania optymalizacji planu produkcji polegającą na :

1° wstępnym narzuceniu podziału horyzontu optymalizacji $[0,T^{p}_{K}]$ na dużą liczbę okresów harmonogramowania o długościach T^{h}_{l}, l= 1..L, wynikających z kompromisu między zwiększaniem dokładności wyznaczania chwil przełączeń i zmniejszaniem liczby przezbrojeń oraz udziału czasów przezbrojeń s_{nm} ($m\in\mathcal{M}_n$, $n\in\mathcal{N}$) w horyzoncie optymalizacji,

2° zastąpieniu w zadaniu optymalizacji okresów T^{p}_{k} i planów w^{pl}_{nmjqk} przez okresy T^{h}_{l} i wielkości partii w^{hb}_{nmjql},

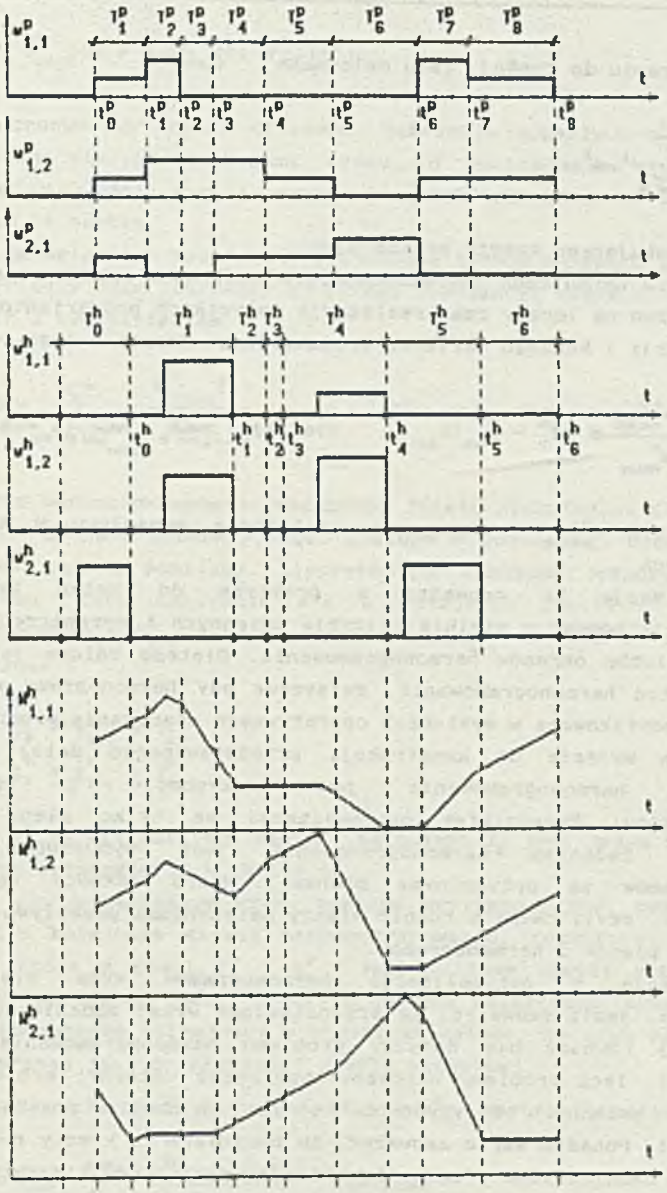
3° wprowadzeniu dodatkowych binarnych zmiennych decyzyjnych λ_{nml}, $m\in\mathcal{M}_n$, $n\in\mathcal{N}$, l= 1..L, przy czym

$$\lambda_{nml}=\begin{cases} 1, \text{jeśli w okresie l-tym n-ty podsystem produkcyjny pracuje w wariancie m-tym} \\ 0, \text{w przypadku przeciwnym} \end{cases}$$

i narzuceniu warunków :

$$\sum_{m\in\mathcal{M}_n} \lambda_{nml} \le 1 , \qquad \text{dla } n\in\mathcal{N},\ l = 1..L$$

które wykluczają równoczesną realizację różnych wariantów pracy danego podsystemu,



Rys.1. Przebiegi czasowe ilustrujace działanie algorytmu harmonogramowania nadażnego

Fig.1. Time-diagrams illustrating work of the follow-up scheduling algorithm

4° wprowadzeniu do funkcji celu składnika

$$\sum_{l=1}^{L}\sum_{n\in\mathcal{N}}\sum_{m\in\mathcal{M}_n}\mu_{nm}\lambda_{nml}$$

reprezentujacego koszty przezbrojeń,

5° wyrażeniu ograniczeń reprezentujacych zdolności produkcyjne w postaci ograniczeń na łaczny czas realizacji wszystkich podwariantów dla każ - dej sekcji i każdego wariantu produkcyjnego danego n-tego podsystemu:

$$\sum_{q\in Q_{nmj}}\frac{w^{hb}_{nmjql}}{w^{h}_{nmjq}}\le (T^{h}_{l}-s_{nm})\lambda_{nml}, \quad \text{dla } j\in\mathcal{J}_{nm}, m\in\mathcal{M}_n, n\in\mathcal{N}, l=1..L$$

przy czym w^{h}_{nmjq} - maksymalne natężenia przepływu w strumieniach wiodacych.

Formalizacja ta prowadzi w praktyce do zadań programowania całkowitoliczbowego o wielkiej liczbie zmiennych i ograniczeń, co wynika z dużej liczby okresów harmonogramowania. Dlatego celowe jest szukanie innych metod harmonogramowania, zwłaszcza gdy harmonogramy maja być na bieżaco modyfikowane w systemach operatywnego sterowania produkcja.

Punktem wyjścia do konstrukcji przedstawionego dalej efektywnego algorytmu harmonogramowania jest rezygnacja z optymalizacji harmonogramów. Przedmiotem optymalizacji sa tylko plany produkcji, natomiast zadaniem harmonogramowania jest wymuszenie nadażania harmonogramów za optymalnymi planami. Miara jakości nadażania sa zaległości, czyli całki z różnic miedzy natężeniami przepływu obliczonymi za pomoca planów i harmonogramów.

Rezygnacja z optymalizacji harmonogramów wyda sie mniejszym ustepstwem, jeśli zauważyć, że przedstawione wyżej zadanie optymalizacji dyskretnej również nie dotyczy problemu harmonogramowania w postaci pierwotnej, lecz problemu uproszczonego przez wstępny, arbitralny dobór istotnych zmiennych decyzyjnych, którymi sa chwile przełączeń miedzy wariantami. Ponadto warto zauważyć, że pominiete tu koszty przezbrojeń sa cześciowo uwzględnione przez optymalizacje parametrów algorytmu, o której mowa w zakończeniu referatu.

2. Nadażne harmonogramowanie produkcji

Przez nadażanie harmonogramów za planami rozumie sie utrzymywanie ograniczoności zaległości

$$W^h_{nmjq}(t) = W^h_{nmjq}(0) + \int_0^t [w^p_{nmjq}(\tau) - w^h_{nmjq}(\tau)]d\tau ,$$

w nieskończonym horyzoncie czasowym. Natężenia przepływu w^p_{nmjq}, w^h_{nmjq} są przedziałami stałymi funkcjami czasu, o wartościach wynikających z dzielenia wielkości partii przez długości okresów, w których mają przepłynąć te partie.

Miarą zaległości w realizacji planów dla danego wariantu produkcyjnego jest najkrótszy czas potrzebny do pełnej likwidacji wszystkich zaległości związanych z tym wariantem :

$$x^h_{nm}(t) = \operatorname*{Max}_{j \in \mathcal{J}_{nm}} \sum_{q \in Q_{nmj}} \frac{W^h_{nmjq}(t)}{w^n_{nmjq}} , \qquad \text{dla } m \in \mathcal{M}_n , n \in \mathcal{N}$$

Algorytm harmonogramowania nadażnego działa niezależnie dla każdego z podsystemów systemu produkcyjnego. Dlatego w pozostałej części referatu indeks $n \in \mathcal{N}$ będzie pomijany. Algorytm nie wyznacza jednorazowo całego harmonogramu, lecz uaktywnia się w kolejnych chwilach początkowych okresów planowania t^p_{k-1} i harmonogramowania t^h_{l-1}. Chwile te są obliczane rekurencyjnie :

$$t^p_k = t^p_{k-1} + T^p_k$$
$$t^h_l = t^h_{l-1} + T^h_l$$

przy czym T^p_k są wielkościami danymi, natomiast T^h_l jest jedną ze zmiennych decyzyjnych wyznaczonych w chwili t^h_{l-1}.

O tym, czy w następnym kroku zostaną wczytane plany, czy wyznaczone decyzje dla kolejnego okresu harmonogramowania, rozstrzyga się przez zbadanie, która z chwil t^h_l , t^p_k jest bliższa chwili aktualnej. Dla wybranej w ten sposób chwili algorytm oblicza zaległości, przyjmując jako wartości początkowe zaległości w chwili aktualnej, po czym przechodzi do chwili wybranej jako do następnej chwili aktualnej.

Procedura wyznaczania decyzji w chwili t^h_{l-1} jest następująca :

$$x^{hb}_{m,l-1} := \operatorname*{Max}_{j \in \mathcal{J}_m} \sum_{q \in Q_{mj}} \frac{W^h_{mjq}(t^h_{l-1})}{w^n_{mjq}}, \qquad \text{dla } m \in \mathcal{M}$$

Jeśli $\bigwedge_{m \in \mathcal{M}} x^{hb}_{m,l-1} < r_m$

przy czym r_m - wartości progowe.

to

$$m_l^h := 0$$

$$w_{mjql}^{hb} := 0 \text{ , dla } q \in Q_{mj} \text{ , } j \in \mathcal{J}_m \text{ , } m \in \mathcal{M}$$

$$T_l^h := \operatorname{Min}\left\{ t_k^p - t_{l-1}^h \text{ , } \operatorname*{Min}_{\substack{j \in \mathcal{J}_m^+ \\ m \in \mathcal{M}}} \frac{r_m - \sum_{q \in Q_{mj}} \frac{W_{mjq}^h(t_{l-1}^h)}{w_{mjq}^n}}{\sum_{q \in Q_{mj}} \frac{w_{mjqk}^{pl}}{w_{mjq}^n}} T_k^p \right\}$$

przy czym $\mathcal{J}_m^+ = \{ j \in \mathcal{J}_m : \bigvee_{q \in Q_{mj}} w_{mjqk}^{pl} > 0 \}$

a jeśli $\sim \bigwedge_{m \in \mathcal{M}} x_{m,l-1}^{hb} < r_m$

to

$$m_l^h := a \in \mathcal{M}^*$$

przy czym $\mathcal{M}^* = \{ m \in \mathcal{M} : x_{m,l-1}^{hb} \geq r_m \}$

$$T_l^h := s_a + x_{a,l-1}^{hb}$$

$$w_{mjql}^{hb} := \begin{cases} W_{mjq}^h(t_{l-1}^h) \text{, dla } q \in Q_{mj} \text{ , } j \in \mathcal{J}_m \text{ , } m = m_l^{hb} = a \\ 0 \quad \text{, dla } q \in Q_{mj} \text{ , } j \in \mathcal{J}_m \text{ , } m \in \mathcal{M}, m \neq m_l^{hb} = a \end{cases}$$

W chwili t_{k-1}^p, po wczytaniu planów w_{mjqk}^{pl}, T_k^p sprawdza się ich realizowalność. Polega to na obliczeniu czasów potrzebnych do realizacji planów dotyczących poszczególnych wariantów:

$$x_{mk}^{pl} = \operatorname*{Max}_{j \in \mathcal{J}_m} \sum_{q \in Q_{mj}} \frac{w_{mjqk}^{pl}}{w_{mjq}^n} \quad \text{dla } m \in \mathcal{M}$$

a następnie sprawdzeniu, czy czasy te mieszczą się w okresie planowania

$$\sum_{m \in \mathcal{M}} x_{mk}^{pl} \leq \pi T_k^p$$

przy czym współczynnik rezerwy czasu na przezbrojenia oblicza się ze wzoru

$$\pi := \operatorname*{Min}_{m \in \mathcal{M}} \frac{r_m}{s_m + r_m} - \Delta$$

gdzie Δ – mała stała dodatnia.

Niezależnie od tego, czy chwila aktualna początkuje okres planowania, czy okres harmonogramowania, zaległości w chwili następnej są obliczane za pomocą następującej procedury odpowiadającej definicji podanej na początku rozdz. 2:

$$T^c := \mathrm{Min}\left\{ t^p_k \,,\, t^h_l \right\} - \mathrm{Max}\left\{ t^p_{k-1} \,,\, t^h_{l-1} \right\}$$

$$W_{mjq} := \begin{Bmatrix} W^{hp}_{mjq,k-1}, & \text{gdy } t^p_{k-1} \geq t^h_{l-1} \\ W^{hb}_{mjq,l-1}, & \text{gdy } t^h_{l-1} \geq t^p_{k-1} \end{Bmatrix}, \text{ dla } q \in Q_{mj}, j \in \mathcal{J}_m, m \in \mathcal{M}$$

$$W_{mjq} := W_{mjq} + \frac{W^{pl}_{mjqk}}{T^p_k} T^c \quad , \text{ dla } q \in Q_{mj}, j \in \mathcal{J}_m, m \in \mathcal{M}$$

Jeśli a>0 , to

$$W_{ajq} := W_{ajq} - \frac{W^{hb}_{ajql}}{T^h_l - s_a} T^b \quad , \text{ dla } q \in Q_{mj}, j \in \mathcal{J}_a,$$

przy czym $T^b = \mathrm{Max}\left\{0,\ \mathrm{Min}(t^p_k, t^h_l) - \mathrm{Max}(t^p_{k-1}, t^h_{l-1} + s_a)\right\}$

Jeśli $t^p_k \leq t^h_l$, to $W^{hp}_{mjqk} := W_{mjq}$ dla $q \in Q_{mj}, j \in \mathcal{J}_m, m \in \mathcal{M}$

Jeśli $t^h_l \leq t^p_k$, to $W^{hb}_{mjql} := W_{mjq}$ dla $q \in Q_{mj}, j \in \mathcal{J}_m, m \in \mathcal{M}$

T^b jest długością wspólnej części aktualnego okresu planowania i przedziału roboczego w aktualnym okresie harmonogramowania. Do obliczenia spadku zaległości w okresie T^c korzysta się z T^b, $T^b \leq T^c$, a nie z T^c, stosowanego do obliczenia ich wzrostu, ponieważ w części przygotowawczo-zakończeniowej okresu pracy wielkości $w^h_{ajq}(t)$ są równe zeru.

Na rys. 1 przedstawiono przebiegi czasowe wielkości wiodących przykładowego podsystemu produkcyjnego $w^h_{mj}(t)$ oraz zaległości w realizacji planów przez harmonogramy $W^h_{mj}(t)$, obliczone za pomocą algorytmu harmonogramowania nadażnego dla wielkości wiodących $w^p_{mj}(t)$ obliczonych na podstawie danych przykładowych planów produkcji.

3. Własności algorytmu harmonogramowania nadażnego

Dla wartości progowych dobranych zgodnie ze wzorem

$$r_m := T \mathrm{Max}_{j \in \mathcal{J}_m} \sum_{q \in Q_{mj}} \frac{W^*_{mjq}}{W^n_{mjq}}, \quad \text{dla } m \in \mathcal{M}$$

przy czym T - okres powtarzalności harmonogramów cyklicznych odpowiadający optymalnym wielkościom partii, w^{*}_{mjq} - wartości wielkości wiodących w przypadku planów stałych, zgodnych z normatywnym programem produkcji, udowodniono [3,4] :

1° twierdzenie "o nadążaniu", zgodnie z którym zaległości w realizacji planów przez harmonogramy są ograniczone przy nieskończonym horyzoncie obserwacji,

2° twierdzenie "o zbieżności", które mówi, że po ustaleniu się planów algorytm w skończonej liczbie kroków przechodzi do pracy cyklicznej, to znaczy zaczyna generować decyzje układające się w harmonogram cykliczny o okresie powtarzalności T.

Twierdzenie 1

Jeżeli

1° stosowany jest algorytm NHP

2° $\bigwedge_{k=1,2,..} \sum_{m\in M} x^{pl}_{mk} \le \pi T^{p}_{k}$

3° $W^{hb}_{mjqo} \ge 0,$ dla $q\in Q_{mj}, j\in J_m, m\in M$

4° $\sum_{m\in M} x^{hb}_{mo} \le \sum_{m\in M} r_m$

to

1° $\bigwedge_{l=1,2,..} 0 \le \sum_{m\in M} x^{hb}_{ml} \le \sum_{m\in M} r_m$

2° $\bigwedge_{l=1,2,..} 0 \le x^{hb}_{ml} \le \sum_{i\in M} r_i,$ dla $m\in M$

3° $\bigwedge_{l=1,2,..} 0 \le W^{hb}_{mjql} \le w^{n}_{mjq} \sum_{i\in M} r_i,$ dla $q\in Q_{mj}, j\in J_m, m\in M$

4° $\bigwedge_{t\ge t^{h}_{o}} 0 \le W^{h}_{mjq}(t) \le w^{n}_{mjq}\left(\pi s_m + \sum_{i\in M} r_i\right),$ dla $q\in Q_{mj}, j\in J_m, m\in M$

Twierdzenie 2

Jeśli

1° stosowany jest algorytm NHP

2° $\bigwedge_{k=1,2,..} \sum_{m\in M} x^{pl}_{mk} \le \pi T^{p}_{k}$

3° $\bigwedge_{k=k^{*}+1,k^{*}+2,..} \frac{w^{pl}_{mjqk}}{T^{p}_{k}} = w^{*}_{mjq},$ dla $q\in Q_{mj}, j\in J_m, m\in M$

to istnieje takie $L\ge l^{*}$,

gdzie l^{v} jest pierwszym l, dla którego w przedziale $[t^{*},t_{l}^{h})$ każdy wariant $m\in\mathcal{M}$ jest wykonywany przynajmniej jeden raz, natomiast $t^{*}=t_{k}^{p}$ jest poczatkiem przedziału stałości planów,

że

1° $m_{L+1}^{hb}=0$

2° $L>l^{v} \Rightarrow \bigwedge_{l=l^{v}+1,\dots L} m_{l}^{hb} > 0$

3° $\bigwedge_{t\geq t_{L}^{h}} W_{mjq}^{h}(t)=W_{mjq}^{h}(t+T)$, dla $q\in Q_{mj}, j\in\mathcal{J}_{m}, m\in\mathcal{M}$

4° $\bigwedge_{t\geq t_{L}^{h}} x_{m}^{h}(t)=x_{m}^{h}(t+T)$, dla $m\in\mathcal{M}$

przy czym

$$x_{m}^{h}(t)=\operatorname*{Max}_{j\in\mathcal{J}_{m}} \sum_{q\in Q_{mj}} \frac{W_{mjq}^{h}(t)}{w_{mjq}^{n}}$$

natomiast T określa wartości progowe miar czasowych zaległości i jest podlegajaca doborowi wielkościa stała,

5° $\bigwedge_{t\geq t_{L}^{h}} w_{mjq}^{h}(t)=w_{mjq}^{h}(t+T)$, dla $q\in Q_{mj}, j\in\mathcal{J}_{m}, m\in\mathcal{M}$

6° Jeśli $w_{mjq}^{h}(t)>0$, to $w_{mjq}^{h}(t)=\frac{Tw_{mjq}^{*}}{r_{m}}$, dla $q\in Q_{mj}$, $j\in\mathcal{J}_{m}$, $m\in\mathcal{M}$

Twierdzenie 1° gwarantuje ograniczoność tej cześci wahań zapasów w magazynach buforowych, która wynika z przełaczeń miedzy wariantami podsystemów produkcyjnych. Twierdzenie 2° usprawiedliwia dobór optymalnych wartości progowych na podstawie analizy harmonogramów cyklicznych [4]. Kryterium optymalizacji jest łaczny koszt przezbrojeń i magazynowania, a metoda optymalizacji jest wzorowana na optymalnym doborze wielkości partii [1].

4. Wnioski dotyczace trudności obliczeniowych

Należy podkreślić, że w przeciwieństwie do optymalizacji dyskretnej opisanej w rozdz. 1 algorytm harmonogramowania nadażnego nie stwarza żadnych trudności obliczeniowych. Wynika to

1) z dekompozycji zadania polegajacej na oddzielnym obliczaniu harmonogramów dla poszczególnych podsystemów oraz

2) z wyznaczania decyzji dla kolejnych okresów harmonogramowania tylko na podstawie stanu danego podsystemu w chwilach początkowych tych okresów.

Trudności obliczeniowe mogą wystąpić tylko przy rozwiązywaniu zadania optymalizacji planów, za którymi mają nadążać harmonogramy. W praktyce jest to najczęściej zadanie programowania liniowego. Są to jednak trudności wielokrotnie mniejsze od tych, które mogłyby wystąpić przy optymalizacji harmonogramów. Wynika to przede wszystkim z faktu, że liczba okresów planowania jest znacznie mniejsza od liczby elementarnych okresów harmonogramowania występujących w przypadku stosowania metod optymalizacji dyskretnej. Ponadto trzeba zwrócić uwagę, że w przypadku optymalizacji dyskretnej za pomocą najczęściej stosowanej metody podziału i oszacowań zadanie programowania liniowego o strukturze zadania optymalizacji planów (ale o znacznie większych rozmiarach) jest rozwiązywane nie raz, lecz wielokrotnie - w kolejnych iteracjach metody.

Literatura

[1] Johnson L.A.,Montgomery D.C.: Operations Research in Production Planning, Scheduling and Inventory Control. John Wiley & Sons, New York 1974.

[2] Toczyłowski E.: Niektóre metody strukturalne optymalizacji do sterowania w dyskretnych systemach wytwarzania. WNT, Warszawa 1989.

[3] Zaborowski M.: Sterowanie operatywne oddziałami produkcyjnymi o procesach technologicznych okresowo ciągłych. Archiwum Automatyki i Telemechaniki, t.27, z.1-2, 1982, str. 83-102.

[4] Zaborowski M.:Sterowanie operatywne dyskretnymi procesami produkcji. Sprawozdanie końcowe z prac wykonanych w ramach tematu 4.6 programu badań podstawowych RP.I.02. Kielce 1990. Nie opublikowane.

Recenzent: Prof.dr h.inż. Eugeniusz Toczyłowski
Wpłynęło do Redakcji do 30.04.1992 r.

Abstract: The follow-up scheduling algorithm which is presented in the paper is designated to work as an element of a large - scale production control system with feedback from a current state of the controlled production system. The algorithm works separately and independently for each production subsystem (e.g. a machine). It acts like a priority dispatching procedure. After each period of work or idle time of the subsystem the algorithm decides about the job and a lot - size for the next period as well as about length of this period. Thus, the next time when decisions will be needed is worked out too. The algorithm has been named "follow-up scheduling" because it ensures that production schedules keep pace with production plans. More precisely, the integrals of differences between material flow rates, calculated on the ground of plans and schedules, are limited for infinite time horizon. Another quality of the algorithm is that if the succesive plans are constant then scheduling decisions converge to the cyclic schedules with the repetition period which is one of the algorithm parameters.

Using the follow-up scheduling algorithm may be also considered as a way of decomposition of complex optimal scheduling problems. It is very efficient because it replaces a large-scale discrete optimization problem by a linear programming problem of smaller dimensions and a simple follow-up scheduling task.