ZESZYTY NAUKOWE POLITECHNIKI ŚLĄSKIEJ 1990

Seria: AUTOMATYKA z.101 Nr kol.1083

Jacek Błażewicz, Jan Węglarz
Politechnika Poznańska

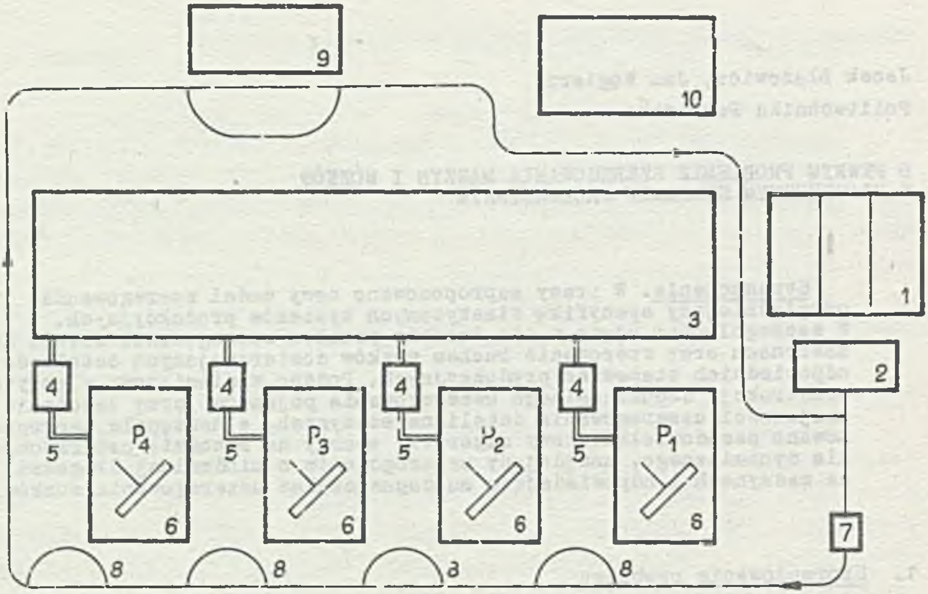
O PEWNYM PROBLEMIE SZEREGOWANIA MASZYN I WÓZKÓW W ELASTYCZNYM SYSTEMIE PRODUKCYJNYM

Streszczenie. W pracy zaproponowano nowy model szeregowania uwzględniający specyfikę elastycznych systemów produkcyjnych. W szczególności ujęto w nim łącznie problem szeregowania detali na maszynach oraz sterowania ruchem wózków dostarczających detale do odpowiednich stanowisk produkcyjnych. Podano wielomianowy algorytm konstrukcji dopuszczalnego uszeregowania pojazdów przy założeniu znajomości uszeregowania detali na maszynach, a następnie zaproponowano pseudowielomianowy algorytm, oparty na metodzie programowania dynamicznego, znajdujący uszeregowanie o minimalnej długości na maszynach i odpowiadające mu dopuszczalne uszeregowanie wózków.

1. Sformułowanie problemu

W ogólnej problematyce projektowania i sterowania elastycznych systemów produkcyjnych problemy szeregowania są wyodrębniane jako jedne z najważniejszych [20] . Ich rola była wielokrotnie podkreślana,m.in. w licznych pozycjach monograficznych, np. [14,15,17,18,22,23] . Jednak jak podkreślono w [13] , prawie wszystkie prace poświęcone tym problemom traktują odrębnie szeregowanie detali na maszynach (por. [1,5,6,8,9,19,21]) i szeregowanie wózków (por. [24,25]). Jako jeden z wyjątków można wymienić pracę [16] , gdzie, choć nie explicite, lecz przez uwzględnienie ograniczenia liczby palet, są wzięte pod uwagę również wózki.

W tej pracy rozpatrzymy łącznie i bezpośrednio oba problemy szeregowania w pewnym elastycznym systemie produkującym części (detale) dla helikopterów [3] , przedstawionym schematycznie na rys.1. Materiał, z którego wytwarzane są detale, jest składowany w zautomatyzowanym magazynie (1), skąd jest pobierany i ładowany na paletę i wózek na stanowisku (2), a następnie transportowany przez wózek (7) do określonej maszyny (6), gdzie jest automatycznie wyładowywany w miejscu (8). Każda maszyna (czyli obrabiarka sterowana komputerowo) w systemie może wykonać każdą operację obróbczą. Ta uniwersalność jest osiągana dzięki zapewnieniu odpowiednio dużej liczby narzędzi i uchwytów mocujących. W swym magazynie narzędzi (4), ładowanym automatycznie z centralnego magazynu (3), każda maszyna może mieć do 120 narzędzi, które są automatycznie zmie-



Rys.1. Schemat działania elastycznego systemu produkcyjnego
Fig. 1. Schematic diagram of a FMS system

niane przez roboty (5). Można przy tym założyć, że nie występuje współubieganie się maszyn o narzędzia, gdyż w (3) istnieje ich do 2000 (odpowiednio zwielokrotnionych), podczas gdy w aktualnym stanie rozwoju systemu liczba maszyn wynosi 4. Po wykonaniu danego detalu zamienia się on pozycją z oczekującą na obróbkę jednostką materiału, po czym jest transportowany do sekcji kontroli (9), a po przejściu przez nią - do magazynu (10).

Wspomnieliśmy już o uniwersalności systemu, uzyskiwanej dzięki dużej liczbie narzędzi i pojemnym magazynom. Należy podkreślić, że jest to jedna z cech współczesnych elastycznych systemów produkcyjnych, w których liczba typów maszyn wynosi co najwyżej dwa, a często jeden. W tym ostatnim wypadku mamy do czynienia z identycznymi, równoległymi maszynami. Jeśli założymy jeszcze, że kontrola odbywa się zgodnie z algorytmem FIFO, to otrzymujemy następujący problem szeregowania, sformalizowany zgodnie z powszechnie przyjętymi oznaczeniami (por. [2]):

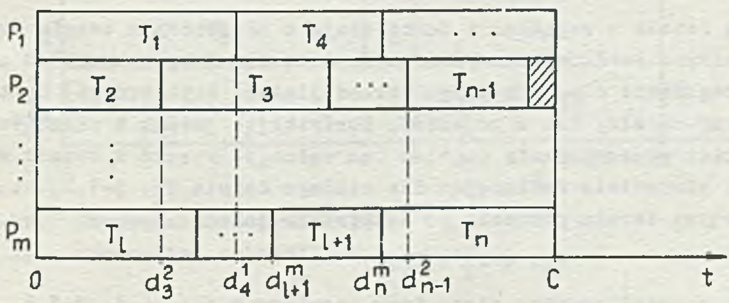
Dany jest zbiór niezależnych detali (zadań) $T_1, T_2, \ldots, T_n$, który ma być wykonany na identycznych, równoległych maszynach $P_1, P_2, \ldots, P_m$. Zadania są niepodzielne, a ich czasy wykonywania wynoszą odpowiednio p_j, $j=1,2,\ldots,n$, z włączeniem czasów przezbrojenia związanych ze zmianą uchwytów mocujących.

W systemie znajduje się k wózków $V_1, V_2, \ldots, V_k$, dostarczających materiał z magazynu do poszczególnych maszyn. Czas dostarczenia materiału do maszyny P_i wynosi τ_i, i=1,2,...,m, przy czym obejmuje on czas załadunku i czas rozładunku, z których każdy jest równy a. W każdym cyklu wózek zabiera dokładnie jedną jednostkę materiału, a po jej obróbce zabiera paletę z gotowym detalem (być może z innej maszyny), dostarcza detal do sekcji kontroli i zwraca paletę do magazynu (1). Czas obiegu wynosi A, łącznie z dwoma czasami załadowania i dwoma czasami rozładowania. Łatwo zauważyć, że najefektywniejsze (w sensie przepustowości) wykorzystanie wózków jest osiągane przy ich cyklicznej pracy z czasem cyklu równym A. Dla uniknięcia grupowania się wózków załóżmy, że ich czasy startu w punkcie (1) są opóźnione o wartość a.

Problem optymalizacyjny polega na wyznaczeniu uszeregowania maszyn (lub inaczej detali na maszynach) i wózków, zapewniającego wykonanie wszystkich detali (przy nałożonych ograniczeniach) w minimalnym czasie. Łatwo zauważyć, że problem ten jest NP-trudny, ponieważ NP-trudny jest już sam problem szeregowania niepodzielnych zadań na dwóch maszynach [7]. Dlatego w następnym rozdziale rozpatrzymy problem uproszczony, w którym założymy, że przydział detali do maszyn jest zadany.

2. Szeregowanie pojazdów dla ustalonego uszeregowania maszyn

W tym rozdziale rozpatrzymy problem konstrukcji dopuszczalnego uszeregowania wózków, zwanego dalej uszeregowaniem transportowym, dla określonego uprzednio uszeregowania detali na maszynach, zwanego uszeregowaniem produkcyjnym. W tym celu załóżmy, że istnieje optymalne (niepodzielne) uszeregowanie produkcyjne (przykład przedstawiono na rys.2.).

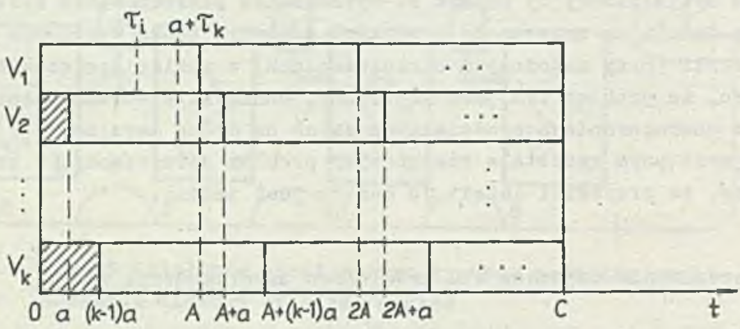


Rys.2. Przykładowe uszeregowanie produkcyjne

Fig.2. An example production schedule

Wymusza ono pewne linie krytyczne d_j^i, określające najpóźniejszy moment dostarczenia materiału wymaganego dla wyprodukowania detalu T_j do maszyny P_i. Poniżej podamy warunek konieczny i dostateczny istnienia dopuszczalnego uszeregowania transportowego, a następnie algorytm konstruujący takie uszeregowanie [3]. Czasy transportu dowolnego materiału z magazynu do maszyny P_i wynoszą odpowiednio τ_i, i=1,2,...,m. Pytając o możliwość dostarczenia materiału do żądanych maszyn, możemy bez straty ogólności założyć, że w chwili t=0 znajdują się już na stanowiskach obróbczych P_i, i=1,2,...,m detale, które w uszeregowaniu będą wykonywane jako pierwsze.

Można wykazać, że w ogólności najlepsze wykorzystanie wózków zapewni uszeregowanie cykliczne (por.rys.3.), w którym wózki w stałych momentach



Rys.3. Przykładowe uszeregowanie transportowe
Fig.3. An example vehicle schedule

pobierają detale z magazynu i dostarczają w odpowiednim czasie do określonych maszyn. Ponieważ czasy transportu są dowolne, to problem określenia uszeregowania dopuszczalnego (przed liniami krytycznymi) byłby w ogólności NP-zupełny dla m pojazdów. Korzystając jednak z właściwości cykliczności uszeregowania, problem ten można rozwiązać w czasie wielomianowym. Mianowicie definiując dla każdego detalu T_j, j=1,2,...,n, najpóźniejszy termin pobrania go z magazynu jako

$$s_j := d_j^i - \tau_i,$$

można dla uporządkowanego ciągu tych terminów $s_j \le s_{j+1}$, j=1,2,...,n-1 podać warunek konieczny i dostateczny istnienia dopuszczalności uszeregowania transportowego. Otóż uszeregowanie takie dla k wózków istnieje wtedy i tylko wtedy, gdy

$$s_j \ge \left[\left\lceil \frac{j}{k} \right\rceil - 1\right] A + \left[j - \left(\left\lceil \frac{j}{k} \right\rceil - 1\right) k - 1\right] a,$$

dla każdego j, j=1,2,...,n.

Można je wówczas wyznaczyć stosując poniższy algorytm.

Algorytm 1

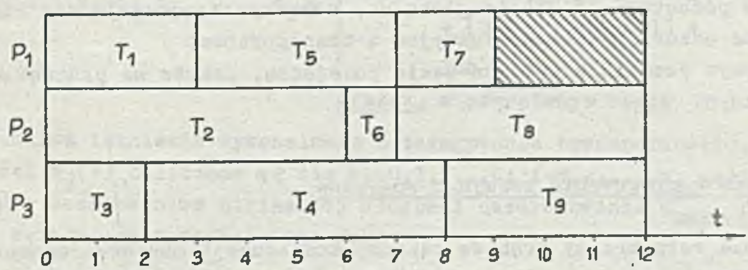
1. $t := 0$, $r := 0$.
2. W chwili t, gdy dostępny staje się następny wózek, rozpatrz nie dostarczone jeszcze detale i oblicz ich czasy oczekiwania

$$l_j := s_j - t.$$

   Jeśli wszystkie l_j są nieujemne, przejdź do punktu 3, w przeciwnym razie nie istnieje wykonalne uszeregowanie transportowe.
3. Wybierz detal T_j o minimalnej wartości l_j i załaduj go na wózek. Podstaw $r := r + 1$. Jeśli $r \leq k - 1$, to $t := t + a$, w przeciwnym razie $t := t - (k - 1)a + A$ oraz $r := 0$.
   Jeśli są jeszcze jakieś nie dostarczone detale, to wróć do punktu 2, w przeciwnym razie zakończ algorytm.

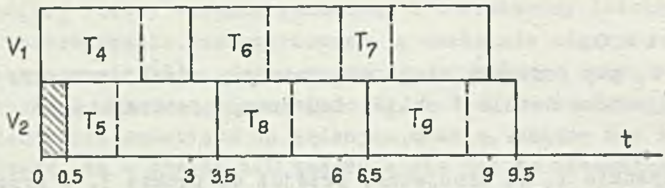
Zauważmy, że najbardziej złożoną operacją Algorytmu 1 jest sortowanie detali zgodnie z rosnącymi wartościami czasów oczekiwania. Złożoność tego algorytmu jest zatem $O(n \log n)$.

Następujący przykład ilustruje działanie algorytmu. Niech $n=9$, $m=3$, $k=2$, a czasy transportu detali z magazynu do odpowiednich maszyn będą równe $\tau_1 = 1$, $\tau_2 = 1.5$, $\tau_3 = 2$. Ponadto niech czasy cyklu i załadunku będą równe odpowiednio $A = 3$ i $a = 0.5$. Uszeregowanie produkcyjne



Rys.4a. Uszeregowanie produkcyjne
Fig.4a. Production schedule

przedstawiono na rysunku 4a. Wynikają z niego następujące linie krytyczne: $d_5^1 = 3$, $d_7^1 = 7$, $d_6^2 = 6$, $d_8^2 = 7$, $d_4^3 = 2$, $d_9^3 = 8$. Obliczając na tej podstawie najpóźniejsze terminy pobrania detali z magazynu, uzyskujemy kolejno: $s_4 = 0$, $s_5 = 2$, $s_6 = 4.5$, $s_7 = 6$, $s_8 = 5.5$, $s_9 = 6$. Odpowiadające uszeregowanie transportowe pokazano na rys.4b. Niestety, nie jest to uszeregowanie dopuszczalne, gdyż zadanie T_9 jest opóźnione. (Szczegółowa analiza pokazuje, iż dla uszeregowania produkcyjnego z rys.4a nie można



Rys.4b. Niedopuszczalne uszeregowanie transportowe
Fig.4b. Non-feasible vehicle schedule

skonstruować dopuszczalnego uszeregowania transportowego).

W przypadku gdy dopuszczalne uszeregowanie transportowe nie istnieje, możliwe są w ogólności następujące podejścia: Po pierwsze, można sprawdzić, czy możliwe jest opóźnienie transportu pewnych detali, tak by nie zostało wydłużone uszeregowanie produkcyjne. W rozpatrywanym przez nas przykładzie można opóźnić transport detalu T_7 i zamiast niego do pojazdu V_1 przydzielić detal T_9, uzyskując w ten sposób uszeregowanie dopuszczalne. Może się jednak okazać, że powyższe postępowanie jest niewykonalne, gdyż nie można przekroczyć linii krytycznych wynikających z zadanego uszeregowania produkcyjnego. W takiej sytuacji można skorzystać z alternatywnego uszeregowania produkcyjnego, które niekiedy bywa określone. Wreszcie pozostaje podejście globalne, w którym konstruuje się łącznie optymalne uszeregowania produkcyjne i transportowe.
W następnym rozdziale opisano takie podejście, oparte na programowaniu dynamicznym.

3. Łączne szeregowanie maszyn i pojazdów

Obecnie rozpatrzymy problem łącznej konstrukcji obu uszeregowań (tzn. produkcyjnego i transportowego). Jak wspomnieliśmy, jest to problem NP-trudny, lecz nie silnie NP-trudny, zatem możliwa jest konstrukcja uszeregowań optymalnych w czasie pseudowielomianowym.

Załóżmy, że zbiór detali jest uporządkowany zgodnie z nie rosnącymi czasami wykonywania, tzn. $p_1 \geqslant p_2 \geqslant \cdots p_n$. Uporządkowanie to umożliwia konstrukcję uszeregowania, w którym dłuższe zadania są przydzielone do maszyn znajdujących się w dalszej odległości od magazynu, co jest korzystne z punktu widzenia ruchu pojazdów. Wykorzystując teraz ideę przedstawioną w [3] , sformułujemy odpowiedni problem programowania dynamicznego.

Podstaw

$$x_j(t_1,t_2,\dots,t_m) = \begin{cases} \underline{\text{prawda}}, \text{ jeśli można uszeregować zadania } T_1,T_2,\dots,T_j \text{ na maszynach } P_1,P_2,\dots,P_m \text{ odpowiednio w przedziałach czasu } [0,t_1],\dots,[0,t_m], \text{ tak by nie wystąpił na żadnej maszynie czas przestoju (wyłączając ewentualny czas przestoju spowodowany przez wózki) oraz istnieje dopuszczalne uszeregowanie transportowe;} \\ \underline{\text{fałsz}}, \text{ w przeciwnym razie;} \end{cases}$$

gdzie

$$x_0(t_1,t_2,\dots,t_m) = \begin{cases} \underline{\text{prawda}}, \text{ jeśli } t_i=0, \ i=1,2,\dots,m; \\ \underline{\text{fałsz}}, \text{ w przeciwnym razie.} \end{cases}$$

Wykorzystując tak zdefiniowane zmienne logiczne, możemy zapisać równanie rekurencyjne w następujący sposób:

$$x_j(t_1,t_2,\dots,t_m) = \bigvee_{i=1}^{m} \Big[x_{j-1}(t_1,t_2,\dots,t_{i-1},t_i-p_j,t_{i+1},\dots,t_m) \wedge \wedge Z_j(t_1,t_2,\dots,t_{i-1},t_i-p_j,t_{i+1},\dots,t_m)\Big],$$

gdzie

$$Z_j(t_1,t_2,\dots,t_i-p_j,t_{i+1},\dots,t_m) = \begin{cases} \underline{\text{prawda}}, \text{jeśli } t_i-p_j-\tau_i \geqslant \left(\left\lceil \frac{j}{k}\right\rceil-1\right) A + \left[j-\left(\left\lceil\frac{j}{k}\right\rceil-1\right)k-1\right] a \\ \text{lub } j \leqslant m \\ \underline{\text{fałsz}}, \text{ w przeciwnym razie} \end{cases}$$

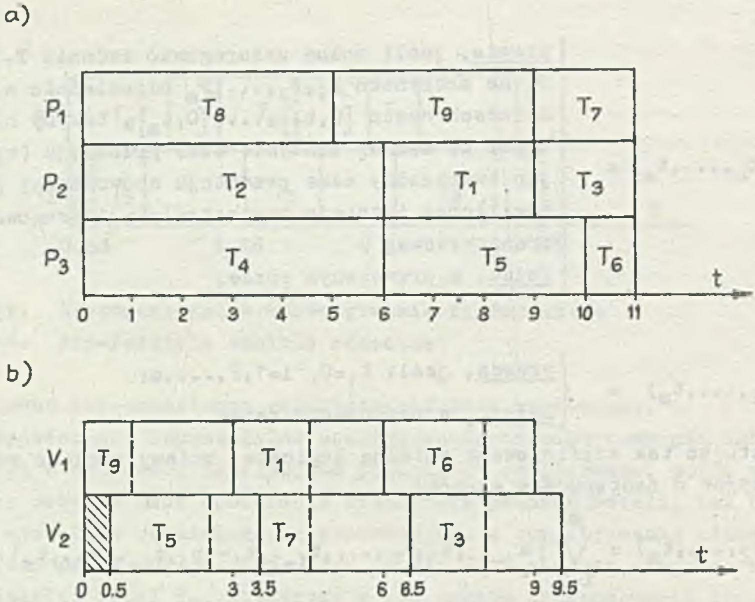
jest warunkiem istnienia wykonalnego uszeregowania transportowego.

Wartości $x_j(\cdot)$ obliczane są dla $t_i=0,1,\dots,C$; $i=1,2,\dots,m$, gdzie C jest górnym oszacowaniem minimalnej długości uszeregowania C^*_{max}. Ta ostatnia wartość jest definiowana jako

$$C^*_{max} = \min\left\{\max\{t_1,t_2,\dots,t_m\} : x_n(t_1,t_2,\dots,t_m) = \underline{\text{true}}\right\}$$

Analizując złożoność obliczeniową powyższego podejścia widzimy, że jest ona $O(n^2C^m)$, czyli dla ustalonego m otrzymujemy algorytm pseudowielomianowy.

Rozwiązując raz jeszcze przykład z rys.4 zgodnie z powyższym podejściem, uzyskujemy uszeregowania lepsze niż uprzednio.
Przedstawiono je na rys.5.



Rys.5. Optymalne uszeregowania: produkcyjne i transportowe
Fig.5. Optimal production and vehicle schedules

4. Wnioski i uwagi końcowe

Przedstawiony model elastycznego systemu produkcyjnego umożliwia analizę pracy dwóch jego głównych składników: zbioru maszyn i zbioru wózków. Możliwa okazała się minimalizacja w czasie pseudowielomianowym długości uszeregowania produkcyjnego (na maszynach) przy jednoczesnej konstrukcji wykonalnego uszeregowania transportowego (czyli wózków).
Wśród najbardziej interesujących uogólnień modelu wymienić należy: rozpatrzenie różnych dróg dla różnych wózków, włączenie fazy kontroli technicznej, uwzględnienie dodatkowych zasobów przy planowaniu przydziału detali do maszyn, a także rozpatrzenie innych kryteriów szeregowania.

LITERATURA

[1] Afentakis P.: An optimal scheduling strategy for flexible manufacturing systems, Working paper No 85-012. Dept. of Industrial Engineering and Operations Research, Syracuse University, N.Y. 1985.
[2] Błażewicz J., Cellary W., Słowiński R., Węglarz J.: Scheduling under Resource Constraints: Deterministic Models, (Annals of Operations Research 7), J.C.Baltzer, Basel 1986.

[3] Błażewicz J., Eiselt H., Finke G., Laporte G., Węglarz J.: Scheduling tasks and vehicles in a flexible manufacturing system, przedłożono do druku.

[4] Błażewicz J., Finke G., Haupt R., Schmidt G.: New trends in machine scheduling, European J. of Operational Research 37, No 3, 1988, 303-317.

[5] Carrie A.S., Petsopoulos A.C.: Operations Sequencing in an FMS, Robotica 3, No 4, 1985, 259-264.

[6] Chang Y.L., Sullivan R.S.: Real-time scheduling of FMS, paper presented at the TIMS/ORSA Meeting, San Francisco, CA, 1984.

[7] Coffman E.G.Jr. (ed.): Computer and Job/Shop Scheduling Theory, J.Wiley, New York 1976.

[8] Erschler J., Roubellat F., Thuriot C.; Periodic release strategies for FMS, paper presented at the TIMS/ORSA Meeting, San Francisco, CA, 1984.

[9] Finke G., Kusiak A.: Modelling and solving the flexible forging module scheduling problem, Eng. Opt. 12, No 1, 1987, 1-12.

[10] Graham R.L., Lawler E.L., Lenstra J.K., Rinnooy Kan A.H.G.: Optimization and approximation in deterministic sequencing and scheduling theory: a survey, Ann. Discrete Math. 5, 1979, 287-326.

[11] Jaikumar R.: Postindustrial manufacturing, Harvard Business Review, December 1986.

[12] Jaikumar R., Van Wassenhove L.N.: A production planning framework for flexible manufacturing systems, Working paper, Harvard University, 1987.

[13] Kusiak A.: Application of operational research models and techniques in flexible manufacturing systems, European J. of Operational Research 24, No 3, 1986, 336-345.

[14] Kusiak A., (ed.): Flexible Manufacturing Systems: Methods and Studies, North Holland, Amsterdam 1986.

[15] Kusiak A. (ed.): Modelling and Design of Flexible Manufacturing Systems, Elsevier, New York. 1986.

[16] Kusiak A.: Scheduling flexible machining and assembly systems, Annals of Operations Research 15, 1988, 337-352.

[17] Kusiak A., Wilhelm E.: Analysis, Modelling and Design of Modern Production System, (Annals of Operations Research 17), J.C.Baltzer, Basel 1989.

[18] Schmidt G.: CAM: Algorithmen und Decision Support für die Fertigungssteuerung, Springer Verlag, Berlin 1989.

[19] Srishkandarajah C., Sethi S.P., Ladet P.: Scheduling methods for a class of flexible manufacturing systems, Annals of Operations Research 17, 1989, 139-162.

[20] Stecke K.E.: Design, planning, scheduling and control problems of flexible manufacturing systems, Annals of Operations Research 3, 1985, 3-12.

[21] Stecke K.E., Solberg J.J.: Loading and control policies for a flexible manufacturing system, International J. of Production Research 19, No 5, 1981, 481-490.

[22] Stecke K.E., Suri R. (eds.): Flexible Manufacturing Systems: Operations Research Models and Applications (Annals of Operations Research 3), J.C.Baltzer, Basel. 1985.

[23] Stecke K.E., Suri R. (eds.): Flexible Manufacturing Systems: Operations Research Models and Applications II, (Annals of Operations Research 15), J.C.Baltzer, Basel. 1988.

[24] Villa A., Rosetto S.: On the joint problem of dynamic part routing and station service control in flexible manufacturing systems, International J. of Material Flow 2, 1985, 97-110.

[25] Yao D.D.: Material and information flow in flexible manufacturing systems, International J. of Material Flow 2, 1985, 143-149.

Recenzent: Doc.dr h.inż.F.Marecki

Wpłynęło do Redakcji do 1990-04-30.

ON A MACHINE AND VEHICLE SCHEDULING PROBLEM IN A FLEXIBLE MANUFACTURING SYSTEM

S u m m a r y

A new model of a scheduling problem is proposed for a Flexible Manufacturing Systems. In particular, scheduling of machines and Automated Guided Vehicles is simultaneously considered. A polynomial-time algorthm is given for finding a feasible vehicle schedule for a given machine schedule Then, a pseudopolynomial-time algorithm, based on dynamic programming is described, which generates a time-optimal machine schedule together with a corresponding feasible vehicle schedule.

О ПРОБЛЕМЕ УПОРЯДОЧЕНИЯ МАШИН И ТЕЛЕЖЕК В ГИБКОЙ ПРОИЗВОДСТВЕННОЙ СИСТЕМЕ

Р е з ю м е

В работе предложена новая модель упорядочения, учитывающая специфику гибкой производственной системы. В частности, совокупно рассмотрена проблема упорядочения деталей на машинах и управления движением тележек, доставляющих эти детали на соответствующие производственные рабочие места. Представлен полиномный алгоритм конструкции допустимого упорядочения средств передвижения, основываясь на знании упорядочения деталей на машинах. Далее предложен псевдополиномный алгоритм, опирающийся на методе динамического программирования, находящий упорядочение с минимальной длиной на машинах и отвечающее ему допустимое упорядочиние тележек.