XV Krajowa Konferencja Automatyki

Tom II

KKA 2005

Redaktorzy:
Zdzisław Bubnicki
Roman Kulikowski
Janusz Kacprzyk

XV Krajowa Konferencja Automatyki
Tom II

KKA 2005

Redaktorzy:
Zdzisław BUBNICKI
Roman KULIKOWSKI
Janusz KACPRZYK

ORGANIZATOR
Komitet Automatyki i Robotyki Polskiej Akademii Nauk
Instytut Badań Systemowych Polskiej Akademii Nauk

WSPÓŁORGANIZATORZY
Politechnika Warszawska
Przemysłowy Instytut Automatyki i Pomiarów
Polskie Stowarzyszenie Pomiarów, Automatyki i Robotyki

ORGANIZATOR

Komitet Automatyki i Robotyki Polskiej Akademii Nauk
Instytut Badań Systemowych Polskiej Akademii Nauk

WSPÓŁORGANIZATORZY

Politechnika Warszawska
Przemysłowy Instytut Automatyki i Pomiarów
Polskie Stowarzyszenie Pomiarów, Automatyki i Robotyki

KOMITET PROGRAMOWY

Przewodniczący	Zdzisław BUBNICKI
Zastępca Przewodniczącego	Roman KULIKOWSKI

CZŁONKOWIE

Stanisław BAŃKA	Michał BIAŁKO
Mikołaj BUSŁOWICZ	Władysław FINDEISEN
Ryszard GESSING	Henryk GÓRECKI
Jakub GUTENBAUM	Jerzy JÓZEFCZYK
Stanisław KACZANOWSKI	Tadeusz KACZOREK
Janusz KACPRZYK	Jerzy KLAMKA
Józef KORBICZ	Zbigniew KOWALSKI
Krzysztof KOZŁOWSKI	Juliusz L. KULIKOWSKI
Krzysztof KUŹMIŃSKI	Kazimierz MALANOWSKI
Krzysztof MALINOWSKI	Wojciech MITKOWSKI
Antoni NIEDERLIŃSKI	Władysław PEŁCZEWSKI
Tadeusz PUCHAŁKA	Leszek RUTKOWSKI
Stanisław SKOCZOWSKI	Roman SŁOWIŃSKI
Jerzy ŚWIĄTEK	Andrzej ŚWIERNIAK
Ryszard TADEUSIEWICZ	Piotr TATJEWSKI
Krzysztof TCHOŃ	Leszek TRYBUS
Jan WĘGLARZ	Andrzej P. WIERZBICKI

KOMITET ORGANIZACYJNY

Przewodniczący	Roman KULIKOWSKI
Zastępcy Przewodniczącego	Janusz KACPRZYK
	Stanisław KACZANOWSKI
	Tadeusz KACZOREK
	Krzysztof MALINOWSKI
Członkowie	Roman OSTROWSKI
	Tadeusz PUCHAŁKA
	Dariusz WAGNER
Sekretarze naukowi	Jan STUDZIŃSKI
	Jan W. OWSIŃSKI

ISBN 83-89475-01-4

Druk: ARGRAF, Warszawa

STEROWANIE
KOMPLEKSAMI OPERACJI

NOWE PROBLEMY I ALGORYTMY SZEREGOWANIA ZADAŃ NA RUCHOMYCH REALIZATORACH

Jerzy JÓZEFCZYK

Instytut Badań Systemowych PAN, Pracownia Systemów Wiedzy i Sztucznej Inteligencji,
ul. Podwale 75, 50–449 Wrocław, e-mail: Jerzy.Jozefczyk@pwr.wroc.pl

Streszczenie: W pracy scharakteryzowano nowe zagadnienia badawcze dotyczące wybranego problemu szeregowania zadań na ruchomych realizatorach. Rozważono niepewny problem szeregowania zadań niepodzielnych i niezależnych na jednym realizatorze z kryterium w postaci sumy momentów zakończenia zadań. Rozpatrzono przypadek, gdy niepewność dotyczy czasów wykonywania zdań i jest scharakteryzowana zbiorem możliwych wartości. Ponadto podano wstępne wyniki obliczeń dla wersji deterministycznej, uzyskane z wykorzystaniem podejścia programowania w logice z ograniczeniami.

Słowa kluczowe: Szeregowanie zadań, odporne podejmowanie decyzji, systemy niepewne, programowanie w logice z ograniczeniami.

1. WSTĘP

Połączenie ruchu realizatorów z tradycyjnymi problemami szeregowania zadań zostało po raz pierwszy w pełni przedstawione w [7], a następnie rozwinięte w [8] na inne przypadki. Istota tego połączenia polega na tym, że przy podejmowaniu decyzji o przydziale zadań do wykonywania przez realizatory należy uwzględnić czasy dojazdu realizatorów do miejsc (stanowisk), w których zadania są wykonywane. W konsekwencji każde zadanie składa się z dwóch części: z dojazdu realizatora do stanowiska oraz z wykonania czynności na stanowisku, a czas wykonania zadania jest sumą czasu dojazdu i czasu wykonania czynności. Celem szeregowania jest wówczas wyznaczenie tras przejazdów wszystkich realizatorów o początku i końcu w bazie. Opisane uogólnienie, polegające na uwzględnieniu ruchu realizatorów, można rozważać dla każdego konkretnego problemu szeregowania, a w szczególności dla różnych kryteriów jakości szeregowania. W literaturze podobne problemy mają inne nazwy. Warto wspomnieć o problemach wspólnego wyznaczania tras przejazdów i szeregowania (ang. *routing-scheduling*), np. [2]; uogólnieniu klasycznych zagadnień komiwojażera na przypadki tzw. problemów z oknami czasowymi, np. [4] oraz szeregowaniu partii zadań z uwzględnieniem czasów przezbrojeń (ang. *scheduling with setup times*), np.[14]. Bardziej dokładny opis i uzasadnienie połączenia problematyki szeregowania zadań i ruchu realizatorów można znaleźć w cytowanych już pozycjach literaturowych, a także w [11]. Dotychczas były rozpatrywane różne szczegółowe zagadnienia szeregowania zadań na ruchomych realizatorach równoległych dla kryteriów: długość uszeregowania, maksymalne opóźnienie i suma momentów zakończenia zadań. Z powodu NP-trudności problemów, oprócz algorytmów dokładnych opartych na metodzie podziału i ograniczeń, zaproponowano algorytmy aproksymacyjne oraz szereg algorytmów heurystycznych, m.in. wykorzystujących podejście ewolucyjne oraz metaheurystykę symulowanego wyżarzania, np. [10].

W pracy skoncentrowano się na szczegółowym problemie szeregowania zadań na jednym realizatorze z kryterium w postaci sumy momentów zakończenia zadań. Przede wszystkim rozpatrzono niedeterministyczną wersję problemu, polegającą na nieznajomości dokładnych wartości czasów wykonania zadań. Założono, że znane są przedziały wartości tych czasów (przedziałowe czasy realizacji zadań). W nawiązaniu do prac [13, 1, 12] zaproponowano kryterium oceny podejmowania decyzji niepewnych, wykorzystujące pojęcie tzw. względnego żalu (ang. *relative regret*) dla różnych sposobów agregacji informacji niepewnych. Ponadto przedstawiono wstępne wyniki dotyczące zastosowania do rozwiązania wersji deterministycznej problemu mechanizmu programowania w logice z ograniczeniami (ang. *Constraint Logic Programming* – CLP) – z wykorzystaniem systemu programowego Mozart/Oz, np. [5].

2. MINIMALIZACJA $\sum C_h$ DLA PRZEDZIAŁOWYCH CZASÓW WYKONANIA

2.1. Sformułowanie problemu deterministycznego

Wprowadźmy podstawowe oznaczenia:
$\boldsymbol{H}$, H, $h \in \boldsymbol{H}$ – odpowiednio, zbiór zadań (stanowisk), liczba zadań (stanowisk), bieżące zadanie (stanowisko),
$\overline{\boldsymbol{H}} = \boldsymbol{H} \cup \{H+1\}$ – zbiór stanowisk wraz z bazą $h = H+1$,
$\boldsymbol{R}$, R, $r \in \boldsymbol{R}$ – odpowiednio, zbiór realizatorów, liczba realizatorów, bieżący realizator,
$\tau_{r,g,h} = \bar{\tau}_{r,h} + \breve{\tau}_{r,g,h}$ – czas wykonania zadania h

przez realizator r, będący sumą czasu dojazdu $\bar{\tau}_{r,g,h}$ i czasu wykonywania czynności na stanowisku $\bar{\tau}_{r,h}$. Skoncentrujemy teraz rozważania na wybranym prostym problemie szeregowania, w którym zadania niezależne i niepodzielne należy szeregować na jednym realizatorze ($R = 1$) w celu minimalizacji sumy momentów zakończenia zadań. W tym przypadku czasy wykonania zadań maja prostszą postać $\tau_{g,h} = \bar{\tau}_h + \bar{\tau}_{g,h}$ i tworzą macierz $\boldsymbol{\tau} = [\tau_{g,h}]_{g,h=1,2,...,H+1}$. Z kolei z macierzy $\boldsymbol{\tau}$ oraz z jej wielokrotności budujemy macierz

$$\overline{\boldsymbol{T}} = [\overline{T}_{i,h}]_{\substack{i=1,2,...,I\\ h=1,2,...,H+1}}, \tag{1}$$

gdzie $I = (H+1)^2$ oraz $\overline{\boldsymbol{T}} = [\boldsymbol{\tau}^{\mathrm{T}}, 2\boldsymbol{\tau}^{\mathrm{T}}, ..., (H+1)\boldsymbol{\tau}^{\mathrm{T}}]^{\mathrm{T}}$, tzn. $\overline{\boldsymbol{T}}$ składa się z $H+1$ podmacierzy kwadratowych o rozmiarze $H+1$. Elementy każdej podmacierzy są mnożone przez kolejne liczby naturalne począwszy od jeden, a mianowicie: pierwsza podmacierz przez jeden, druga przez dwa itd. W takiej formie macierzy $\overline{\boldsymbol{T}}$ jest wyrażona właściwość kryterium jakości szeregowania polegająca na tym, że czas wykonywania zadania m-tego z kolei jest liczony m razy, $m = 1, 2, ..., H+1$ ([3]). Elementy macierzy $\overline{\boldsymbol{T}}$ są w następujący sposób powiązane z elementami macierzy $\boldsymbol{\tau}$

$$\overline{T}_{i,h} = \left\lceil \frac{i}{H+1} \right\rceil \tau_{g,h},$$

gdzie symbol $\lceil \cdot \rceil$ oznacza najmniejszą liczbę całkowitą nie mniejszą niż jego argument. Numer i-tego wiersza macierzy $\overline{\boldsymbol{T}}$ umożliwia wyznaczenie w sposób jednoznaczny numeru stanowiska g, odpowiadającego czasom $\bar{\tau}_{g,h}$ umieszczonym w tym wierszu, tj

$$g = i - \left\lfloor \frac{i-1}{H+1} \right\rfloor (H+1), \tag{2}$$

gdzie symbol $\lfloor \cdot \rfloor$ oznacza największą liczbę całkowitą, nie większą niż jego argument. Wprowadzamy macierz decyzyjną

$$\boldsymbol{\beta} = [\beta_{i,h}]_{\substack{i=1,2,...,I\\ h=1,2,...,H+1}}, \tag{3}$$

gdzie $\beta_{i,h} = 1(0)$, jeśli zadanie h jest wykonywane po dojeździe ze stanowiska g określonego w (2) (w przeciwnym przypadku).

Następujące ograniczenia nałożone na macierz $\boldsymbol{\beta}$ zapewniają wyznaczenie rozwiązań dopuszczalnych

$$\sum_{i=1}^{I} \beta_{i,h} = 1, \; h = 1,2,...,H+1, \tag{4}$$

$$\sum_{g=1}^{H+1} \sum_{h=1}^{H+1} \beta_{m,h} \le 1, \; i = 1,2,...,I, \; m = \left\lfloor \frac{i-1}{H+1} \right\rfloor (H+1) + g, \tag{5}$$

$$\begin{gathered} \beta_{i,h} = 1 \Rightarrow \sum_{g=1}^{H+1} \sum_{l=1}^{H+1} \beta_{j,g} = 1, \; i > H+1, \\ h = 1,2,...,H+1, \; j = \left(\left\lfloor \frac{i-1}{H+1} \right\rfloor - 1 \right)(H+1) + l, \end{gathered} \tag{6}$$

$$\sum_{i=1}^{H+1} \sum_{h=1}^{H} \beta_{i,h} = 0, \tag{7}$$

$$\begin{gathered} \sum_{h=1}^{H+1} \beta_{(p-1)(H+1)+H+1,h} = 0 \Rightarrow \sum_{g=1}^{H+1} \sum_{h=1}^{H+1} \beta_{n,h} = 0, \\ p = H+1, H+2, ..., 2, \; n = (p-2)(H+1) + g. \end{gathered} \tag{8}$$

Spełnienie ograniczeń (4) i (5) gwarantuje, że odpowiednio każde zadanie będzie wykonane oraz realizator w jednym momencie czasu nie może wykonywać więcej niż jedno zadanie. Kolejne ograniczenie umożliwia wyznaczenie ciągłej trasy przejazdu realizatora oraz prawidłowego przyporządkowania czasów z macierzy $\overline{\boldsymbol{T}}$ do kolejnych zadań. Dwa ostatnie ograniczenia zapewniają, że zjazd do bazy jest ostatnim wykonywanym zadaniem oraz realizator rozpoczyna pracę w bazie. Ograniczenia (4)–(8) określają zbiór dopuszczalnych macierzy (rozwiązań) $\boldsymbol{B}$, tzn. $\boldsymbol{\beta} \in \boldsymbol{B}$. Wówczas suma momentów zakończenia wykonywania zadań może być przedstawiona w formie następującego wyrażenia

$$Q_{\mathrm{S}}(\boldsymbol{\tau}, \boldsymbol{\beta}) = \sum_{i=1}^{I} \sum_{h=1}^{H+1} \overline{T}_{i,h} \beta_{i,h}. \tag{9}$$

Prosta postać (9) była możliwa do uzyskania kosztem dość złożonej postaci macierzy $\overline{\boldsymbol{T}}$ oraz ograniczeń (4)–(8). Deterministyczny problem szeregowania zadań na jednym ruchomym realizatorze, oznaczany jako $\mathbf{P}_{\mathrm{S}}(\boldsymbol{\tau})$, polega wtedy na minimalizacji (9) względem dopuszczalnej macierzy $\boldsymbol{\beta}$, dla ustalonej wartości macierzy czasów $\boldsymbol{\tau}$, tj.

$$Q_{\mathrm{S}}(\boldsymbol{\tau}, \boldsymbol{\beta}^*) \triangleq Q_{\mathrm{S}}^*(\boldsymbol{\tau}) = \min_{\boldsymbol{\beta} \in \boldsymbol{B}} Q_{\mathrm{S}}(\boldsymbol{\tau}, \boldsymbol{\beta}), \tag{10}$$

dla danego zbioru $\overline{\boldsymbol{H}}$. Stosując znaną notację ([6]), można ten problem zapisać jako $\left| 1 \right| \tilde{\tau}_{g,h} \left| \sum C_h \right|$. Jest on związany z zagadnieniem szeregowania z czasami przezbrojeń, czyli $\left| 1 \right| s_h \left| \sum C_h \right|$, gdzie s_h oznacza czas przezbrojenia dla zadania h ([14]), chociaż w tym ostatnim przypadku ograniczenia (6)–(8) nie są konieczne.

2.2. Sformułowanie i algorytm rozwiązania problemów niepewnych

Rozważmy teraz niepewną wersję problemu $\mathbf{P}_{\mathrm{S}}(\boldsymbol{\tau})$. Zakładamy, że wartości czasów $\tau_{g,h}$, $g, h = 1, 2, ...$

$H+1$ nie są znane, ale są dane przedziały

$$[\underline{\tau}_{g,h}, \overline{\tau}_{g,h}] \tag{11}$$

oraz wartości $\underline{\tau}_{g,h}$, $\overline{\tau}_{g,h}$ $(\underline{\tau}_{g,h} < \overline{\tau}_{g,h})$ są dane. Macierz $\boldsymbol{\tau}$, której elementy przyjmują wartości z przedziałów (11), jest nazywana realizacją (ang. *scenario*). Zbiór wszystkich realizacji $\boldsymbol{T}$ jest iloczynem kartezjańskim wszystkich przedziałów (11). Ze względu na występowanie w rozpatrywanym problemie niepewnych parametrów, do oceny podejmowanych decyzji dotyczących uszeregowania wyrażanego macierzami $\boldsymbol{\beta}$, nie można wprost stosować kryterium jakości szeregowania (9). Istnieje wiele kryteriów oceny decyzji dla tego rodzaju niepewności, np. [12,13]. Ważna grupa kryteriów wykorzystuje wyrażenia oparte na (9), nazywane żalem oraz względnym żalem (ang *regret* lub *relative regret*), które w rozpatrywanym przypadku mają postać

$$Q_S(\boldsymbol{\tau},\boldsymbol{\beta}) - Q_S^*(\boldsymbol{\tau}), \quad \boldsymbol{\tau} \in \boldsymbol{T} \tag{12}$$

oraz

$$\frac{Q_S(\boldsymbol{\tau},\boldsymbol{\beta}) - Q_S^*(\boldsymbol{\tau})}{Q_S^*(\boldsymbol{\tau})}, \quad \boldsymbol{\tau} \in \boldsymbol{T}. \tag{13}$$

Kryteria jakości wykorzystują różne operatory agregacji informacji niepewnej; najczęściej spotykane to: *średnia*, *maksimum*, *minimum*. Dla wyrażenia (13) mają one postać

$$z_{S1}(\boldsymbol{\beta}) = \int_{\boldsymbol{\tau}\in\boldsymbol{T}} \frac{Q_S(\boldsymbol{\tau},\boldsymbol{\beta}) - Q_S^*(\boldsymbol{\tau})}{Q_S^*(\boldsymbol{\tau})} d\boldsymbol{\tau}, \tag{14}$$

$$z_{S2}(\boldsymbol{\beta}) = \max_{\boldsymbol{\tau}\in\boldsymbol{T}} \frac{Q_S(\boldsymbol{\tau},\boldsymbol{\beta}) - Q_S^*(\boldsymbol{\tau})}{Q_S^*(\boldsymbol{\tau})}, \tag{15}$$

$$z_{S3}(\boldsymbol{\beta}) = \min_{\boldsymbol{\tau}\in\boldsymbol{T}} \frac{Q_S(\boldsymbol{\tau},\boldsymbol{\beta}) - Q_S^*(\boldsymbol{\tau})}{Q_S^*(\boldsymbol{\tau})}. \tag{16}$$

Niepewny problem szeregowania, oznaczany jako $\mathbf{UP}_i$, $i = 1,2,3$ polega na minimalizacji funkcji $z_{Si}(\boldsymbol{\beta})$ względem dopuszczalnej wartości zmiennej decyzyjnej, czyli macierzy $\boldsymbol{\beta}$, tzn.

$$z_{Si}(\boldsymbol{\beta}') = \min_{\boldsymbol{\beta}\in\boldsymbol{B}} z_{Si}(\boldsymbol{\beta}). \tag{17}$$

W wyniku otrzymujemy optymalne uszeregowanie wyrażone za pomocą macierzy $\boldsymbol{\beta}'$ oraz optymalną wartość kryterium $z_{Si}(\boldsymbol{\beta}')$.

Rozważmy teraz bardziej szczegółowo kryterium $z_{S1}(\boldsymbol{\beta})$. Okazuje się, że postać wskaźnika jakości szeregowania (9) w połączeniu z kryterium (14) prowadzi do prostej determinizacji niepewnego problemu $\mathbf{UP}_1$, a mianowicie

$$\begin{aligned} z_{S1}(\boldsymbol{\beta}) &= \int_{\boldsymbol{\tau}\in\boldsymbol{T}} \frac{Q_S(\boldsymbol{\tau},\boldsymbol{\beta}) - Q_S^*(\boldsymbol{\tau})}{Q_S^*(\boldsymbol{\tau})} d\boldsymbol{\tau} \\ &= \int_{\boldsymbol{\tau}\in\boldsymbol{T}} \frac{1}{Q_S^*(\boldsymbol{\tau})} \sum_{i=1}^{I} \sum_{h=1}^{H+1} \overline{T}_{i,h}\beta_{i,h}\, d\boldsymbol{\tau} - |\boldsymbol{T}| \\ &= \sum_{i=1}^{I} \sum_{h=1}^{H+1} \beta_{i,h} \int_{\boldsymbol{\tau}\in\boldsymbol{T}} \frac{\overline{T}_{i,h}}{Q_S^*(\boldsymbol{\tau})} d\boldsymbol{\tau} - |\boldsymbol{T}| = \sum_{i=1}^{I} \sum_{h=1}^{H+1} T''_{i,h}\beta_{i,h} - |\boldsymbol{T}|, \end{aligned}$$

gdzie $|\boldsymbol{T}|$ jest wartością stałą wyrażającą wielkość zbioru $\boldsymbol{T}$. Tak więc, wystarczy zastąpić każdy element $\overline{T}_{i,h}$ macierzy $\overline{\boldsymbol{T}}$ nowym elementem $T''_{i,h} = \int_{\boldsymbol{\tau}\in\boldsymbol{T}} \frac{\overline{T}_{i,h}}{Q_S^*(\boldsymbol{\tau})} d\boldsymbol{\tau}$ i stosować algorytm rozwiązania jak dla problemu deterministycznego.

W przypadku kryteriów (15) i (16) otrzymujemy odpowiednio następujące zależności

$$\begin{aligned} z_{S2}(\boldsymbol{\beta}) &= \max_{\boldsymbol{\tau}\in\boldsymbol{T}} \frac{Q_S(\boldsymbol{\tau},\boldsymbol{\beta}) - Q_S^*(\boldsymbol{\tau})}{Q_S^*(\boldsymbol{\tau})} \\ &= \max_{\boldsymbol{\tau}\in\boldsymbol{T}} \frac{\sum_{i=1}^{I} \sum_{h=1}^{H+1} \overline{T}_{i,h}\beta_{i,h}}{Q_S^*(\boldsymbol{\tau})} - 1 = \max_{\boldsymbol{\tau}\in\boldsymbol{T}} \sum_{i=1}^{I} \sum_{h=1}^{H+1} \widetilde{T}_{i,h}\beta_{i,h} - 1, \end{aligned} \tag{18}$$

$$\begin{aligned} z_{S3}(\boldsymbol{\beta}) &= \min_{\boldsymbol{\tau}\in\boldsymbol{T}} \frac{Q_S(\boldsymbol{\tau},\boldsymbol{\beta}) - Q_S^*(\boldsymbol{\tau})}{Q_S^*(\boldsymbol{\tau})} \\ &= \min_{\boldsymbol{\tau}\in\boldsymbol{T}} \frac{\sum_{i=1}^{I} \sum_{h=1}^{H+1} \overline{T}_{i,h}\beta_{i,h}}{Q_S^*(\boldsymbol{\tau})} - 1 = \min_{\boldsymbol{\tau}\in\boldsymbol{T}} \sum_{i=1}^{I} \sum_{h=1}^{H+1} \widetilde{T}_{i,h}\beta_{i,h} - 1, \end{aligned} \tag{19}$$

gdzie

$$\begin{aligned} \widetilde{T}_{i,h} &= \frac{\overline{T}_{i,h}}{Q_S^*(\boldsymbol{\tau})} = \frac{\left\lceil \frac{i}{H+1} \right\rceil \tau_{g,h}}{Q_S^*(\boldsymbol{\tau})} \\ &= \frac{\left\lceil \frac{i}{H+1} \right\rceil \tau_{i-\left\lfloor \frac{i-1}{H+1} \right\rfloor (H+1),h}}{Q_S^*(\boldsymbol{\tau})}. \end{aligned} \tag{20}$$

Analizując wyrażenie (20) łatwo zauważyć, że licznik i mianownik są rosnące oraz malejące, odpowiednio w (18) oraz (19), a więc w tych przypadkach problemy niepewne nie sprowadzają się wprost do odpowiedniego problemu deterministycznego.

3. INNE PROBLEMY I UWAGI KOŃCOWE

W [15] wykazano, że deterministyczna wersja rozpatrywanego zagadnienia szeregowania zadań jest problemem NP-trudnym oraz zaproponowano optymalny algorytm rozwiązania, bazujący na metodzie podziału i ograniczeń. Podjęto również prace nad wykorzystaniem podejścia programowania w logice z ograniczeniami do rozwiązania tego zagadnienia optymalizacyjnego, w którym kryterium jakości szeregowania jest traktowane jako dodatkowe ograniczenie. Wstępne wyniki, uzyskane z wykorzystaniem systemu programowego Mozart/Oz, są obiecujące. Wyniki obliczeń dla dwóch realizatorów ($R = 2$) w postaci czasów działania algorytmów rozwiązania w zależności od liczby zadań przedstawiono w Tabeli 1, gdzie T'_{CLP}, T'_{PZ} oraz T'_{BB} oznaczają odpowiednio czasy w sekundach działania algorytmów wykorzystujących mechanizm CLP, przegląd zupełny (PZ) oraz metodę podziału i ograniczeń (BB).

Tabela 1. Czasy działania algorytmów

H	T'_{CLP}[s]	T'_{PZ} [s]	T'_{BB}[s]
9	< 1	1	< 1
10	< 1	17	< 1
11	< 1	197	< 1
16	4	2545	5
19	15	–	198
22	68	–	> 1000
25	1288	–	–

Z powodu wykładniczego wzrostu czasu obliczeń dla przeglądu zupełnego obliczeń nie kontynuowano dla $H > 12$. Algorytm BB opisany w pracy [15] jest również ewidentnie gorszy niż proponowany algorytm CLP. Zastosowanie mechanizmu CLP wprawdzie prowadzi do znacznie lepszych wyników, ale także można go tylko używać do instancji o ograniczonym rozmiarze. W celu rozszerzenia zakresu jego zastosowań jest proponowane przerywanie obliczeń po zadanym czasie z zachowaniem dotychczas najlepszego wyniku. Wstępne porównania z algorytmami heurystycznymi wskazują, że wyniki są lepsze, ale przy znacznie dłuższym chociaż akceptowalnym czasie obliczeń.

Kontynuowane są również prace nad niepewną wersja problemu szeregowania zadań na ruchomych realizatorach. Rozważane są w nich różne przypadki kryteriów jakości oceny decyzji niepewnych, a także różne algorytmy rozwiązania, w sytuacjach gdy wyznaczenie algorytmów analitycznych nie jest możliwe.

NEW PROBLEMS AND ALGORITHMS FOR TASK SCHEDULING ON MOVING EXECUTORS

Abstract: New research problems concerning the task scheduling on moving executors is characterized. An uncertain problem of scheduling independent non-preemptive tasks on one moving executor to minimize the sum of completion times is investigated. The case is considered when the intervals for execution times are only given. Moreover, the initial results are presented which deal with the application of the CLP approach using Mozart/Oz programming system as the solution tool for the deterministic version of the problem.

Literatura

[1] Averbakh I. (2000) Minimax regret solutions for minimax optimization problems with uncertainty. Operations Research Letters, 27, 57–65.

[2] Averbakh O., Berman, A. (1999) A simple heuristic for m–machine flow–shop and its applications in routing–scheduling problems. Operations Research, 47, 165–170.

[3] Bruno J., Coffman Jr. E.G., Sheti R. (1974) Scheduling independent tasks to reduce mean finishing time. Comm. ACM, 17.

[4] Christofides N., Mingozzi A., Toth P. (1981) State-space relaxation procedures for the computation bounds to routing problems. Networks 11, 145-164.

[5] Comon H., Marche C., Treinen R. (2001) Constraints in computational logics, theory and applications. Springer Verlag, Berlin, Heidelberg.

[6] Graham R.L., Lawler E.L., Lenstra J.K., Rinnooy A.H.G. (1979) Optimization and approximation in deterministic machine scheduling: a survey. Annals of Discrete Mathematics, 5, 287–326.

[7] Józefczyk J. (1996) Szeregowanie zadań w kompleksie operacji z uwzględnieniem ruchu realizatorów. Oficyna Wyd. Polit. Wroc., Wrocław.

[8] Józefczyk J. (2001) Wybrane Problemy Podejmowania Decyzji w Kompleksach Operacji, seria „Monografie Komitetu Automatyki i Robotyki PAN", tom 2., Oficyna Wydawnicza Politechniki Wrocławskiej. Wrocław.

[9] Józefczyk J. (2004) Robust algorithm for task scheduling on moving executors with uncertain processing times. Proceedings of the 15th Mini EURO Conf. on Managing Uncertainty in Decision Support Models, Coimbra, Portugal [cd-rom].

[10]Józefczyk J. (2004) Hybrid solution algorithms for task scheduling problem with moving executors. Proceedings of the 2nd IFAC Workshop on Advanced Fuzzy/Neural Control (Ed. K. Leiviska), University of Oulu, Finland, Painoporssi Oy for IFAC, 181–186.

[11]Józefczyk J. (2005) Podejmowanie decyzji w dwupoziomowym kompleksie operacji produkcyjnych (ref. plenarny). Materiały Konferencji Naukowo-Technicznej "Automation 2005, Automatyzacja – Nowości i Perspektywy", PIAP, Warszawa, 53–66.

[12]Józefczyk J. (2005) Odporne algorytmy podejmowania decyzji dla wybranych przypadków alokacji i szeregowania zadań w warunkach niepewności. Materiały XV KKA, Warszawa (w druku).

[13]Kouvelis P., Yu G. (1997) Robust Discrete Optimization and Its Applications. Kluver Academic Publishers, Boston.

[14]Potts Ch.N., Kovalyov M.Y. (2000) Scheduling with batching: a review. European Journal of Operational Research, 120, 228–249.

[15]Thomas W. (2004) Algorytm dokładny rozwiązania problemu szeregowania zadań z ruchomymi realizatorami dla kryterium MFT. Automatyzacja Procesów Dyskretnych (red. M. Zaborowski), WNT Warszawa 159– 166.

Instytut Badań Systemowych
Polskiej Akademii Nauk

ISBN 83-89475-01-4