SZEREGOWANIE ZADAŃ NA JEDNEJ MASZYNIE (ASPEKT WĄSKIEGO GARDŁA) W WARUNKACH NIEPEWNOŚCI ROZMYTO-INTERWAŁOWEJ

Waldemar Herka , Paweł Sewastianow

Instytut Informatyki Teoretycznej i Stosowanej
ul. Dąbrowskiego 73, 42-200 Częstochowa
email: sevast@icis.pcz.czest.pl
tel: (+4834) 3250-589

Ogólny problem szeregowania zadań jest odwiecznym polem zmagań wielu teoretyków jak i praktyków. Z uwagi na fakt, że problem ten jest NP-trudny i jak dotąd nie opracowano efektywnego algorytmu znajdowania optymalnego planu w czasie wielomianowym, istnieje tendencja do opracowywania metod przybliżonych. W rezultacie działania takich metod, w stosunkowo krótkim czasie można znaleźć rozwiązanie co najmniej dopuszczalne, a jeżeli uda się dobrze przystosować jedną z ogólnie znanych heurystyk do dziedziny problemu, istnieją szanse na znalezienie rozwiązania zbliżonego w znacznym stopniu do optimum. Stosowanie heurystyk jest często ryzykowne ze względu na brak gwarancji na osiągnięcie zbieżności procesu szeregowania. Algorytmy tego typu muszą mieć dobrze określone warunki zatrzymania oraz sposób generowania rozwiązania inicjującego proces. Praca ta ma na celu przedstawienie konkretnego przykładu (problem szeregowania zamówień w walcowni) ukazującego potrzebę wstępnej analizy pod kątem identyfikacji wąskich gardeł systemu, co może zredukować szeregowanie do problemu jedno-maszynowego. Przedstawiona specyfika szeregowania w walcowni, w przeciwieństwie do wszelkich analiz teoretycznych zawiera wiele rzeczywistych ograniczeń wpływających na istotną trudność w rozwiązywaniu problemu. Opisany sposób szeregowania może uwzględniać kilka kryteriów, również przeciwstawnych np. zysk, dotrzymanie terminu, zużycie maszyn. Dodatkowo, w celu praktycznego wykorzystania przedstawionych rozwiązań niektóre parametry opisujące dane zamówienie jak również pracę urządzeń mogą być przedstawione w postaci interwałów bądź liczb rozmytych. Ten sposób zapisu pozwala na ujęcie niepewności związanej z brakiem możliwości przewidywania różnego rodzaju awarii, czynnikiem ludzkim oraz informacją niepełną.

SŁOWA KLUCZOWE: Tabu Search, interwał, liczba rozmyta, scheduling, metaheurystyka, wąskie gardło.

1. WSTĘP

Wielkość produkcji każdego „zdrowego” podmiotu gospodarczego musi odwzorowywać rozmiary zamówień. Produkcja ukierunkowana na zaspokajanie konkretnych potrzeb klientów to ogólnie przyjęta norma. Czasy, w których klient dopasowywał swe wymagania do tego mu oferowano dawno minęły. W dobie walki o klienta, każde zamówienie – nawet najmniejsze – musi być traktowane poważnie. Obniżanie kosztów produkcji przy utrzymywaniu rygorystycznych standardów jakości może stanowić użyteczne narzędzie pozwalające czynnie uczestniczyć w walce o klienta. Jest to bardzo trudne zadanie – zwłaszcza w branżach, w których nawet najmniejsza modernizacja, bądź zmiana profilu produkcji pociąga za sobą olbrzymie koszty. Jedną z branż tego typu jest z hutnictwo. W pracy opisano pewne propozycje dotyczące optymalizacji procesu planowania produkcji (szeregowania zadań/zamówień) na bazie danych pochodzących z rzeczywistej walcowni. Zwracamy szczególną uwagę na aspekty niepewności. Są one kluczem do uzyskania modelu dobrze odwzorowującego rzeczywistość, w której bardzo często spotykamy się z informacją nieprecyzyjną lub wręcz niepełną. Taki stan rzeczy jest zwykle spowodowany czynnikiem ludzkim (udział człowieka w łańcuchu czynności technologicznych) oraz sposobem opisu parametrów (wydajności) poszczególnych urządzeń. Parametry te z zasady podawane są jako przedział bądź wartość średnia oraz odchylenia od niej. Należy także wziąć pod uwagę pewien margines czasu związany z możliwymi awariami, który nie jest jednak możliwy do ścisłego oszacowania oraz czasu potrzebnego na bieżące konserwacje.

Nieformalne metody szeregowania zadań (harmonogramowania) oparte na intuicji i doświadczeniu funkcjonują od momentu, kiedy pojawił się problem z zarządzaniem i współdzieleniem zasobów. Formalne modele oparte na diagramach Gantta pojawiły się już podczas I Wojny Światowej. Dużym krokiem było opracowanie metody ścieżki krytycznej (CPM) w latach pięćdziesiątych. Zagadnienie szeregowania na jednej maszynie zostało opisane także w tym okresie.

Problem szeregowania zadań w ujęciu deterministycznym może być określony w sposób następujący [10]. Jest dany zbiór zadań (jobs), z których każde jest skończoną sekwencją operacji uporządkowaną według pewnych ograniczeń kolejnościowych. Każda operacja jest wykonywana w ciągu określonego odcinka czasu wyłącznie przez jedną konkretną maszynę ze skończonego zbioru ma-

szyn. Przy zachowaniu tych ograniczeń należy znaleźć optymalną kolejność wykonywania zadań.

Problemem, który chcemy uwypuklić w niniejszej pracy, ze względu na dziedzinę zastosowania opisywanych przez nas zagadnień jest tzw. zagadnienie kolejnościowe bez postojów (no-wait flow shop lub continuous flow shop).

W literaturze jest opisanych wiele sposobów rozwiązywania problemu szeregowania zadań. Żywa dyskusja na ten temat jest spowodowana tym, że istnieje dosyć dużo modyfikacji i stopni uszczegóławiania problemu oryginalnego, jednak większość z nich nie doczekała się rozwiązania w czasie wielomianowym (klasa zadań NP-trudnych). W [20] można znaleźć opisy wielu postaci problemu szeregowania deterministycznego włącznie z klasycznymi metodami ich rozwiązywania. W pracy [16] znajduje się przegląd zastosowań algorytmów ewolucyjnych do wspomagania decyzji planistycznych, w szczególności praca ta zawiera omówienie różnych sposobów reprezentacji – kodowania problemu w chromosom. W [17] przedstawiono technikę ulepszającą metodę lokalnego przeszukiwania będącą złożeniem technik: *Tabu Serach* (TS) oraz Algorytmu Genetycznego (użytego do dywersyfikacji przeszukiwania Tabu Serach). W pracach [13]-[15] zawarte są propozycje harmonogramowania w systemach czasu rzeczywistego z niepewnymi parametrami opisanymi przy pomocy liczb rozmytych.

Istnieje wiele algorytmów stosowanych do rozwiązywania problemów szeregowania zadań (harmonogramowania), które można podzielić na dwie główne grupy: optymalizacyjne (dokładne) oraz aproksymacyjne (przybliżone). Pierwsza grupa to algorytmy gwarantujące znalezienie rozwiązanie optymalnego. Z praktycznego punktu widzenia, podczas rozwiązywania problemów większej skali stosuje się wyłącznie techniki aproksymacyjne, które nie gwarantują znalezienia optimum, ale wymagają mniej zasobów i są szybsze. Do tej grupy metod należy zaliczyć np. symulowane wyżarzanie (*Simulated Annealing*) [8] oraz Tabu Search [6]. Zbiór dopuszczalnych harmonogramów może być traktowany jako przestrzeń posiadająca wiele ekstremów lokalnych (ze względu na optymalizowaną funkcję celu). Główną trudnością podczas procesu przeszukiwania w tego typu przestrzeni rozwiązań jest możliwość „utknięcia” w jednym z ekstremów lokalnych. Ciekawym sposobem zapobiegania temu zjawisku jest stosowanie mechanizmu dywersyfikacji bazującego na użyciu pamięci długo lub krótko-terminowej do zapamiętywania ruchów prowadzących do lokalnych ekstremów i usunięcia ich z sąsiedztwa które jest przeszukiwane w danej iteracji. Mechanizm ten oraz kilka innych rozwiązań polepszających proces przeszuki-

wania jest zawarty w metodzie Tabu Search [6], której opis jest zawarty w rozdziale 4.

Praca jest zorganizowana według następującego porządku. Rozdział 2 w sposób formalny opisuje problem harmonogramowania. W rozdziale 3 przedstawiono najczęściej stosowany sposób prezentacji harmonogramu – graf dysjunkcyjny. W rozdziale 4 można znaleźć opis metody Tabu Search – jednej z najczęściej wykorzystywanych metod lokalnych poszukiwań. Rozdział 5 zawiera analizę problemu harmonogramowania rzeczywistej walcowni. W rozdziale 6 zawarto pewne wskazówki implementacyjne. Podsumowanie jest zawarte w rozdziale 7.

2. MATEMATYCZNY OPIS PROBLEMU

Problem w sposób formalny może być opisany w sposób przedstawiony w [17]. Dany jest skończony zbiór *n* zadań (jobs) $\{J_i\}_{i=1}^{n}$, które muszą być wykonane przez skończoną liczbę *m* maszyn ze skończonego zbioru $\{M_j\}_{j=1}^{m}$. Każde zadanie J_i jest sekwencją $n(i)$ operacji $\{w_{ik}\}_{k=1}^{n(i)}$, których uporządkowanie (kolejność) określa pewien zbiór ograniczeń opisywanych najczęściej przy pomocy grafu (w rozdziale 3 jest zawarty opis tej reprezentacji). Każda operacja jest wykonywana tylko przez jedną, określoną maszynę w ciągu wyspecyfikowanego przedziału czasu. Rozpoczęta operacja nie może być przerwana (*non pre-emption*). Czas potrzebny do wykonania wszystkich operacji danego harmonogramu jest określany jako makespan - $C_{\max}$.

Definicja klasycznego problemu szeregowania to znalezienie harmonogramu (*schedule*), który spełniałby następujące wymagania:

$$C_{\max}^{*} = \min_{i \in SolSpace} (C_{\max}(i)) \qquad (1)$$

gdzie: $C_{\max}(i)$ - *makespan* i-tego harmonogramu; *SolSpace* – przestrzeń rozwiązań (wszystkie dopuszczalne harmonogramy).

Dodatkowo należy wprowadzić założenia, które przybliżają problem do warunków rzeczywistych. Na przykład, sekwencje operacji(zadania) mogą mieć różną wielkość dochodu uzyskanego z ich realizacji. De facto, na tą wielkość mają wpływ zarówno składniki dodatnie - zyski, jak również ujemne - koszty. Często zdarzają się sytuacje, w których realizacja zadania (zamówienia) wymagającego więcej czasu jest mniej opłacalna (w sensie doraźnego zysku finanso-

wego) niż realizacja zadania teoretycznie mniejszego. Z kolei realizacja zadania mniejszego może nieść duże ryzyko w postaci np. destrukcyjnego wpływu na park maszynowy. W tej sytuacji mamy do czynienia z kryteriami przeciwstawnymi, a problem szeregowania staje się po części problemem optymalizacji wielokryterialnej. Wzięcie pod uwagę ważniejszych kryteriów(bez zbytniego uszczegóławiania, które niesie ze sobą ryzyko rozmycia istoty problemu) – ich agregacja do kryterium globalnego daje możliwość podjęcia trafnej decyzji, przy minimalizacji ryzyka. Problem w ten sposób przedstawiony nosi miano szeregowania wielokryterialnego (*multicriteria scheduling*) [8]. Może być on przedstawiony na trzy różne sposoby:

1. Jeśli kryteria są jednakowo ważne, generuje się wszystkie efektywne rozwiązania problemu, a następnie przy pomocy wielo-atrybutowych metod decyzyjnych dokonuje się kompromisu między nimi
2. Jeśli kryteria maja różne wagi, możemy zdefiniować funkcję celu jako sumę ważonych funkcji celu poszczególnych kryteriów i przekształcić problem do szeregowania jednokryterialnego.
3. Jeśli istnieje hierarchia poziomów priorytetu kryteriów, możemy w pierwszym rzędzie rozwiązać problem dla kryterium pierwszego priorytetu, ignorując inne kryteria a następnie rozwiązać to samo zadanie dla kryterium drugiego priorytetu przy ograniczeniu, że optymalne rozwiązanie kryterium pierwszego priorytetu się nie zmieni. Procedura ta jest kontynuowana do momentu rozwiązania problemu dla funkcji celu zbudowanej w oparciu o kryterium ostatniego priorytetu, a optymalne rozwiązania dla pozostałych kryteriów staną się ograniczeniami.

W naszym przypadku preferowanym jest sposób drugi, który zapewnia możliwość zastosowania opracowanych już i sprawdzonych algorytmów dla problemu jednokryterialnego.

W pracach czysto teoretycznych można zaobserwować tendencję do układania harmonogramów wg różnych prostych reguł priorytetowania (np. LPT, SPT, EDF [3]). Z praktycznego punktu widzenia reguły te warto rozważać przy projektowaniu np. schedulera w jądrze systemu operacyjnego, gdzie można dopuścić do wywłaszczania, dynamicznego przydzielania priorytetu bądź odrzucania zadań w trakcie wykonywania. Warunki rzeczywiste (przemysłowe) nie tolerują takich zachowań, dlatego że przy braku stabilności lub przez źle ułożony harmonogram można stracić olbrzymie środki finansowe.

W ramach przyjętej przez nas koncepcji, problem (1) przedstawiamy w postaci (2), która obejmuje kilka aspektów(kryteriów) oceny korzyści oraz stopnia ryzyka związanego z realizacją danego zadania:

$$C^*_{Glob} = \max_{i \in SolSpace} D(C_0(i), C_1(i), .., C_n(i)) \quad (5)$$

gdzie: C^*_{Glob} - wartość optimum funkcji celu zagregowanej przez operację *D* z kryteriów lokalnych; i-identyfikuje harmonogram z przestrzeni dopuszczalnych rozwiązań; $C_j(i)$ -lokalne kryterium *j*, i-tego harmonogramu.

Przykładowymi kryteriami lokalnymi mogą być: wpływ finansowy związany z realizacją danego harmonogramu, kary umowne za niedotrzymanie terminów, koszty związane z eksploatacją maszyn w wyniku realizacji harmonogramu, koszt magazynowania produktów zbyt wcześnie wykonanych.

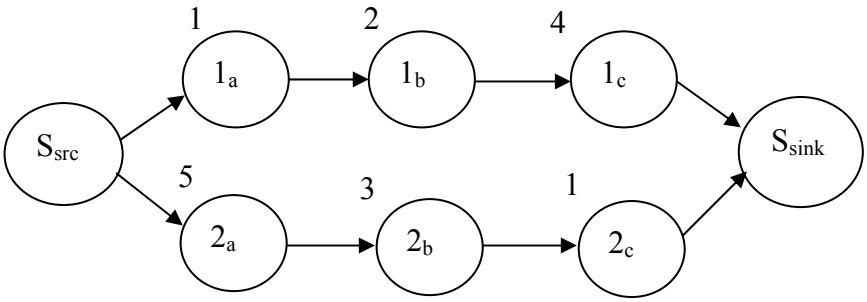
Należy dodać, że agregację *D* można zrealizować na co najmniej kilka sposobów. Jeżeli analizowany przypadek jest opisany przy pomocy liczb rzeczywistych, a kryteria to różne funkcje celu, to operację *D* należy rozumieć jako sumę ważonych funkcji celu dla kryteriów lokalnych C_i. W przypadku, gdy posługujemy się pojęciem funkcji przynależności [24] do formalizacji poszczególnych kryteriów lokalnych, operacja *D* będzie jedną z t-norm [18]. Należy przy tym stwierdzić, że nie ma uniwersalnego sposobu agregacji – wyboru należy dokonać w zależności od dziedziny rozwiązywanego problemu.

3. PRZEDSTAWIENIE HARMONOGRAMU W POSTACI GRAFU DYSJUNKCYJNEGO

Według autorów pracy [17], każdy typ problemu harmonogramowania może być przedstawiony w postaci dysjunkcyjnego grafu ważonego w węzłach (wierzchołkach). Niech $G = \{N, A \cup E\}$ będzie takim grafem. N – zbiór wierzchołków, A – zbiór łuków (krawędzi) koniunkcyjnych, E – zbiór łuków dysjunkcyjnych. Każda operacja w_{xy} reprezentowana przez wierzchołek grafu jest wykonywana przez dana maszynę w ciągu czasu określonego przez wagę wierzchołka który ją reprezentuje. Dodatkowo wprowadzono dwa pozorne wierzchołki(operacje): źródło - S_{src} (bezpośredni poprzednik pierwszej operacji każdego zadania) oraz ujście - $S_{\sin k}$ (bezpośredni następnik ostatniej operacji każdego zadania - patrz Rys. 1), których wagi równe są zeru. Ograniczenia kolejnościowe między operacjami są reprezentowane przez łuki koniunkcyjne ze zbioru A. Dla

każdej operacji w_{ik} istnieje łuk prowadzący od niej do operacji bezpośrednio następującej po niej - $w_{i(k+1)}$ .. Dodatkowo istnieją łuki koniunkcyjne prowadzące od pozornej operacji źródła S_{src} do pierwszych operacji każdego z zadań. łuk operacji w_{ab} do operacji w_{cd} reprezentuje wymóg, by operacja w_{ab} została zakończona przed rozpoczęciem operacji w_{cd} .

W celu zilustrowania tego typu opisu problemu harmonogramowania posłużmy się prostym przykładem. Nasz problem dotyczy dwóch zadań, z których każde składa się z trzech operacji. Poszczególne operacje każdego zadania przetwarzane są kolejno przez trzy różne maszyny. Zadanie J_1 składa się z następujących operacji {1a, 1b, 1c}, zadanie J_2 to zbiór {2a, 2b, 2c}. Zbiór maszyn $M=\{M_1, M_2, M_3\}$, gdzie poszczególne maszyny wykonują następujące operacje: M_1 :{1b, 2c}, M_2 :{1a, 2a}, M_3 :{1c, 2b}. Graf $G_A = \{N, A\} \subset G$ przykładowego problemu jest przedstawiony na rysunku 1.

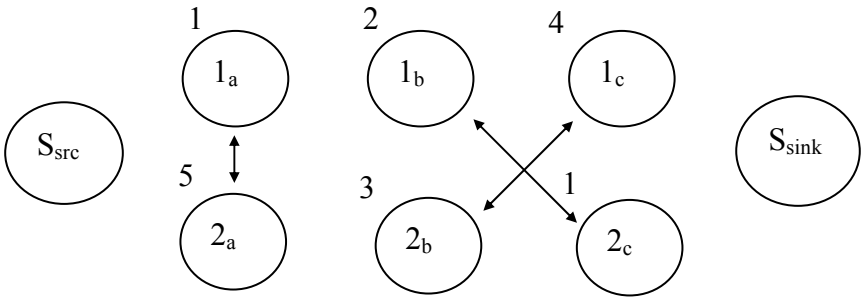


Rys.1. Graf G_A przykładowego problem harmonogramowania(liczby 1,2,4,.. przy wierzchołkach oznaczają czasy realizacji poszczególnych operacji).

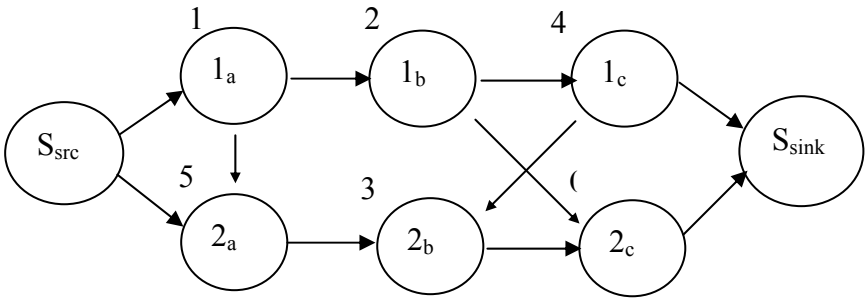
Łuki dysjunkcyjne ze zbioru *E* opisują przyporządkowanie operacji do konkretnych maszyn ze zbioru *M*. Każda para operacji w_{ab} i w_{cd}, które są wykonywane przez tą samą maszynę jest połączoną łukiem dysjunkcyjnym. Każdy z łuków w *E* oznacza wymaganie wykonania operacji w_{ab} przed operacją w_{cd} lub w kolejności odwrotnej. Graf $G_E = \{N, E\} \subset G$ opisujący te zależności ilustruje rysunek 2.

Jeśli orientacja łuku między operacjami jest zaznaczona, determinuje ona kolejność przetwarzania tych operacji. Określenie kierunku każdego łuku dysjunkcyjnego w zbiorze *E* tak, by graf *S* osiągnięty z grafu początkowego *G* był acykliczny oznacza osiągnięcie rozwiązania dopuszczalnego. Graf *S* reprezentujący dopuszczalny harmonogram jest przedstawiony na rysunku 3, gdzie przy

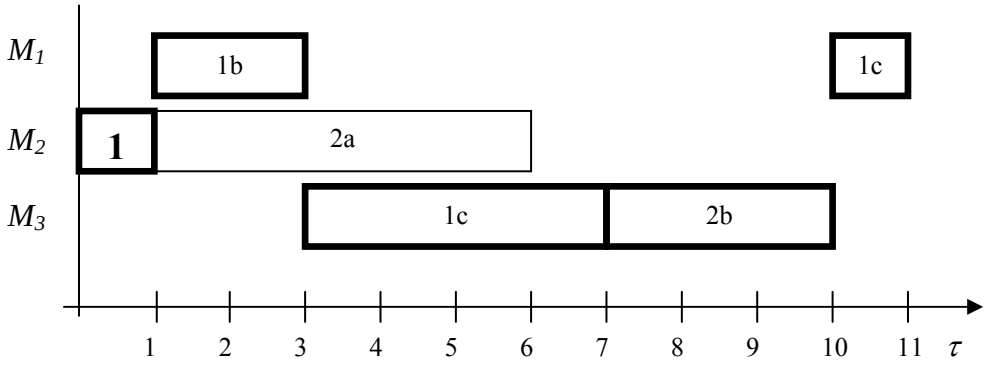
poszczególnych maszynach można zaobserwować następujące kolejności przetwarzania: $M1:\{1b \rightarrow 2c\}$, $M2:\{1a \rightarrow 2a\}$, $M3:\{1c \rightarrow 2b\}$.



Rys.2. Graf G_E przykładowego problemu harmonogramowania.



Rys.3. Graf S : dopuszczalne rozwiązanie przykładowego problemu.



Rys.4. Wykres Gantta harmonogramu z rysunku 3.

Makespan $C_{\max}(S)$ analizowanego harmonogramu jest równy najdłuższej drodze od źródła S_{src} do ujścia S_{sink} w grafie *S*. Droga jest określana jako ścieżka krytyczna *C(S)*, a operacje które są w niej zawarte to operacje krytyczne. Na rysunku 4 można zaobserwować, że *makespan* przykładowego harmonogra-

mu jest równy 11, ponieważ najdłuższa ważona ścieżka w grafie przechodzi przez operacje:1a, 1b, 1c, 2b, 1c, dla których suma czasów wykonania równa się 11. Zaznaczono to także pogrubieniem na wykresie Gantta.

Problem harmonogramowania(szeregowania zadań) może być przedstawiony w tym kontekście jako znalezienie orientacji (zaznaczania kierunku) wszystkich łuków dysjunkcyjnych takich, by wynikowy graf stał się acyklicznym oraz jego ścieżka krytyczna okazała się najkrótsza z możliwych.

4. EKSPLORACJA PRZESTRZENI ROZWIĄZAŃ (METODA TABU SEARCH)

Problem opisany w poprzednim rozdziale jest zadaniem typowo kombinatorycznym. Trudno doszukiwać się w przestrzeni rozwiązań zależności funkcyjnych, umożliwiających stosowanie metod analitycznych. Istnieją dwa zasadnicze sposoby rozwiązywania problemów tej klasy. Pierwszym jest wygenerowanie wszystkich możliwych rozwiązań i kolejne porównywanie ich wszystkich. Realizują go tzw. algorytmy zachłanne (ang. *greedy algorithms*). Mamy wtedy gwarancję osiągalności optimum. Niestety problem jest typowo kombinatoryczny i rozrasta się także kombinatorycznie. Ten sposób rozwiązywania jest użyteczny przy bardzo małych rozmiarach zadania. Przy problemach większej skali należy skorzystać z drugiego sposobu – zastosować jedną z technik zrandomizowanych. Charakteryzują się one tym, że przeszukiwanie przestrzeni rozwiązań jest ukierunkowane procesem losowania punktu, którego sąsiedztwo stanowi obszar poszukiwań. W zależności od rozmiaru zadania rozmiar sąsiedztwa jest mniejszy bądź równy przestrzeni globalnej. Po przeszukaniu sąsiedztwa danego punktu, losowany jest następny punkt i proces powtarza się. Iteracje przerywane są po osiągnięciu pewnych warunków zatrzymania, które muszą być starannie określone, ponieważ gdy proces skończy się zbyt wcześnie rozwiązanie może być odległe od optimum. Sytuacja może wyglądać także diametralnie inaczej: jeśli warunki zatrzymania nie mogą zostać spełnione, po osiągnięciu optimum wyszukiwanie będzie trwało nadal w nieskończonej pętli.

Do rozwiązania tego rodzaju problemów często używa się metody *Tabu Search (TS).* Jest to jedna z lokalnych metod poszukiwania (*local search method*) przeznaczona do rozwiązywania trudnych problemów optymalizacyjnych. Jest ona heurystyką (nie ma dowodów potwierdzających jej skuteczność z matematycznego punktu widzenia), a dokładniej meta-heurystyką zbudowaną na bazie kilku innych metod heurystycznych. Istnieje wiele rodzajów jej implementacji. Poniżej opiszemy wariant podstawowy zaproponowany przez Glovera [6] .

TS może być postrzegane jako proces iteracyjny, w czasie którego przeszukiwana jest przestrzeń rozwiązań przez wielokrotne wykonywanie ruchów z jednego z rozwiązań *p* do innego *p'*, zlokalizowanego w jego sąsiedztwie *N(p)*. Ruchy te wykonywane są po to, by ostatecznie osiągnąć dobre rozwiązanie. Porównywanie jakości rozwiązania następuje poprzez szacowanie wartości optymalizowanej funkcji celu *F(p)*. Poszukiwanie kończy się po osiągnięciu warunków zatrzymania.

```
GenerateInitSol(S0);      //rozwiązanie początkowe
TL=0;                     //zerowanie listy tabu
Initialization();         // rozmiar listy tabu, warunki zatrzymania, poziom aspiracji
while( ! TermConditions() )
        {
        N=Neighourhood(S0); //generacja sąsiedztwa rozwiązania początkowego
        if( ||N|| )
                {
                FinalSolution=S0; return;
                }
        for(x∈N)
                {
                if(x∉TL)
                        {
                        if ( c(x) < c(S0) ) //porównywanie funkcji celu
                                M = x;
                        else
                                if( aspiration(x) > max_asp ) //poziom aspiracji
                                        M = x;
                        }
                }
                S0=M; Refresh(TL); FinalSolution=S0;
        }
```

Rys. 5. Ogólna postać algorytmu ***Tabu Search.***

Jedną z głównych idei TS stanowi użycie pamięci krótko-, bądź długo terminowej tzn. listy tabu (lista ruchów zabronionych) do przechowywania w niej pewnych ruchów w ciągu określonego odcinka czasu. W każdej iteracji TS, dany ruch zostanie zakwalifikowany do wpisania na listę tabu, jeśli jest on wybrany do prowadzenia procesu przeszukiwania (prowadzi do harmonogramu dopuszczalnego). Ruch ten nie zostanie wybrany w ciągu pewnej liczby iteracji - rozmiaru listy tabu. Kiedy lista zapełnia się, ruch wpisany najwcześniej jest

z niej usuwany, a dopisywany bieżący. Dzięki właściwej konstrukcji listy tabu TS może skutecznie przeciwdziałać utknięciu w ekstremum lokalnym. Może zdarzyć się jednak, że ruch który normalnie (w najprostszej wersji TS) jest zakwalifikowany jako tabu dobrze byłoby dalej przetwarzać – może prowadzić w sposób pośredni do lepszych rozwiązań. Warto zatem wykorzystać tzw. kryterium aspiracji [6], poprawiające w tym względzie klasyczny algorytm TS. Ruch spełniający kryterium aspiracji jest usuwany z listy tabu i w dalszym ciągu bierze udział w procesie przeszukiwania. Oprócz kryterium aspiracji oraz zdolności do dywersyfikacji przestrzeni rozwiązań (poprzez listę tabu), niektóre implementacje TS posiadają także mechanizm intensyfikacji, który umożliwia zagęszczenie przeszukiwania w punktach spełniających pewne wymagania i według tego podejrzewanych o istnienie w nich optimum. Ogólną postać algorytmu Tabu Search przedstawiono na rysunku 5. Należy jednak dodać, że konkretna realizacja metody TS jest silnie związana z konkretnym problemem. Nie da się uniknąć pewnej pracy związanej z jej „dostrojeniem" do własnych potrzeb.

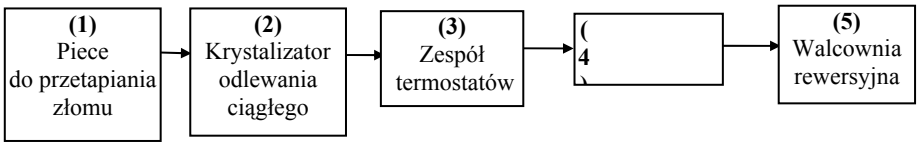
5. ANALIZA PROBLEMU RZECZYWISTEGO

W dostępnej literaturze jest opisanych wiele problemów testowych np. w [10], trudno jednak znaleźć przykład problemu rzeczywistego. Postanowiliśmy wobec tego przedstawić analizę problemu harmonogramowania w rzeczywistym zakładzie produkcyjnym –„ walcowni na gorąco" w Białoruskiej Hucie BMZ w Żłobinie (Białoruś). Nie podajemy tu wyników w postaci wykresów przedstawiających odległość rozwiązania w danej iteracji od rozwiązania optymalnego (zbieżności), ponieważ naszym celem jest wyłącznie udowodnienie możliwości zastosowania metody Tabu Serach zagadnieniach rzeczywistych tego rodzaju. W wielu pracach udowodniono, że Tabu Search jest pełnowartościową techniką – szczególnie przy przeszukiwaniu przestrzeni rozwiązań generowanych w sposób kombinatoryczny (bez zależności funkcyjnych). Uważamy, że pokazanie sposobu analizy rzeczywistego problemu, który nie należy do klasy problemów szablonowych będzie o wiele bardziej korzystne niż powielanie dobrze znanych aspektów harmonogramowania. Podkreślamy, że jednym z najważniejszych wątków przedstawionej pracy jest uwzględnienie obiektywnych istniejących niepewności parametrów procesu technologicznego mających często decydujący wpływ na sukces planowania.

5.1. Opis procesu technologicznego

Ciąg technologiczny, który rozpatrujemy pod kątem harmonogramowania to zespół urządzeń pracujących wg schematu 24h x 30(31)dni, tzn. w sposób ciągły. Jest on przedstawiony w sposób uproszczony na rysunku 6.

Blok (1) to zespół pieców odpowiedzialnych za przetopienie złomu metali na surówkę o odpowiednim składzie chemicznym. Kontrola parametrów jest w pełni zautomatyzowana, a poziom błędów na poziomie ułamków procenta. Surówka jest odlewana w bloku (2) do postaci sztab. Sztaby są przekazywane do zespołu termostatów (3). Podczas walcowania sztaby muszą mieć odpowiednią temperaturę (odchylenia grożą pogorszeniem jakości produktów – spękaniem powierzchni). Jeśli temperatura sztab jest zbyt niska, muszą być podgrzane w bloku (4). Blok (5) to walcownia rewersyjna (powrotna) - kluczowy punkt ciągu. Należy dodać, że transport między blokami jest realizowany bez użycia dodatkowej energii (grawitacyjny), co w sposób znaczny obniża koszty.



Rys. 6. Schemat blokowy ciągu technologicznego

5.2. Parametry i dane

Wprowadźmy kilka parametrów opisujących zagadnienie:

- $\boldsymbol{P_{max}}\ [T/h]$ – teoretyczna wydajność produkcyjna;
- $K = \frac{P_0}{P_N}$;

gdzie: $\boldsymbol{K}$ - współczynnik względnej zmiany kształtu; $\boldsymbol{P_0}$ – obwód sztaby wejściowej; $\boldsymbol{P_N}$ – obwód produktu gotowego;

- $\boldsymbol{P}\ [T/h]$ - wydajność walcowni (stała dla każdego $\boldsymbol{K}$);
- $\boldsymbol{P_f}\ [T/h]$ – faktyczna(rzeczywista) wydajność produkcyjna;
- $Pf = P * Tc$;

gdzie: Tc – czas pracy walcowni (czas kiedy metal jest w walcach + przerwa między przejściami metalu w walcu (rewersja) + przerwy między odrębnymi kawałkami(sztabami))

- $Tc = Tk - Tkp - Tppp - Tpp - Tcm$

gdzie: $\boldsymbol{Tk}$- czas pracy Walcowni w miesiącu (24 x 30 (31)); $\boldsymbol{Tkp}$ – sumaryczny czas zaplanowanych remontów (np. 4h/mies.); $\boldsymbol{Tppp}$ – czas remontów prewen-

cyjnych (np. 45h/mies); ***Tpp*** – bieżący czas przestoju (wg przepisów = 0, *de facto* liczba = [0,10] - awarie); ***Tcm*** – czas zmiany kalibrów (zmiana kształtu) i walców .

Tabela1. Wydajności walcowni oraz współczynnik *K* w zależności od profilu produktu.

	Profil wyjściowy	K	P
1	□ **125**	2.8	68
2	□ **100**	3.5	63.1
3	**ϕ 150**	2.98	79
4	**ϕ 100**	3.54	51.8
5	**ϕ 90**	3.92	42.6
6	**ϕ 80**	4.4	32.2

Jak można zauważyć w tabeli 1, wydajność walcowni zmienia się w zależności od profilu produktu wyjściowego. Spowodowane jest to różną liczbą rewersji potrzebnych do otrzymania produktu (pręta) o żądanym profilu. Ze względu na olbrzymie koszty walcowni, urządzenie to pracuje na zmianę z różnymi wymiennymi nakładkami profilowymi(kalibrami). Sytuacja ta narzuca konieczność zmian kalibrów, co z kolei pochłania dodatkowy czas potrzebny na tą czynność. Czasy zmian prezentuje tabela 2.

Tabela 2. Czasy zmian kalibrów przy zmianie profilu produktu wyjściowego.

Rodzaj zmiany	Czas potrzebny na zmianę[h]
{□ 100 ∨ ϕ 150 ∨ ϕ 100 ∨ ϕ 90 ∨ ϕ 80} ⇒ □ 125	1
{□ 125 ∨ ϕ 150 ∨ ϕ 100 ∨ ϕ 90 ∨ ϕ 80} ⇒ □ 100; {□ 125 ∨ □ 100 ∨ ϕ 100 ∨ ϕ 90 ∨ ϕ 80} ⇒ ϕ 150; {□ 125 ∨ □ 100 ∨ ϕ 150 ∨ ϕ 90 ∨ ϕ 80} ⇒ ϕ 100; {□ 125 ∨ □ 100 ∨ ϕ 150 ∨ ϕ 100 ∨ ϕ 80} ⇒ ϕ 90; {□ 125 ∨ □ 100 ∨ ϕ 150 ∨ ϕ 100 ∨ ϕ 90} ⇒ ϕ 80;	1.5

Nakładki walców (kalibry) podlegają naturalnemu zużyciu. Należy ten fakt wziąć pod uwagę. Czas potrzebny na zmianę zużytego kalibru to **0.66 h**. Przyjmuje się, że średnie miesięczne zużycie kalibrów kształtuje się na poziomie 15-20 szt. Zużycie to zależy głównie od wielkości produkcji.

Innych parametrów opisujących pozostałe bloki systemu nie umieszczamy, zakładając że nie ograniczają one w żaden sposób ogólnej wydajności całe-

go ciągu, dlatego że dzisiaj wąskim gardłem całego systemu produkcyjnego jest walcownia.

5.3 Krytyczne sekcje systemu (wąskie gardła).

Łatwo można wywnioskować z powyższego opisu, że sekcją krytyczną systemu – jego wąskim gardłem jest walcownia (przyczyną tego jest czas potrzebny na zmiany kalibrów i walców). Ze względu na charakter procesu technologicznego, problem harmonogramowania w naszym przypadku można sprowadzić do zagadnienia przepływowego z ograniczeniem dotyczącym ciągłości (reżimy temperaturowe). W literaturze problem ten nosi miano *continuous flow shop*. Zachowanie stałej marszruty (*routing*) zadań, sekwencyjność ciągu technologicznego (linia bez rozgałęzień i cykli) oraz istnienie maszyny wyraźnie determinującej ogólną wydajność systemu (wąskie gardło) dodatkowo predestynują przedstawiony problem do miana *harmonogramowania jednomaszynowego* (*one-machine scheduling*). Jednak nie można użyć metod dokładnie zaczerpniętych z literatury dla tej klasy problemów – przyczyną są zmiany kalibrów, które komplikują problem.

5.4. Niepewność danych opisujących system

Analiza procesu technologicznego wskazuje na to, że niektóre z parametrów nie są określone w sposób deterministyczny. Parametry takie jak: *Tcm, Tpp, Tppp, Tkp* nie mogą być określone jako wielkości ścisłe. Rozpatrzmy dla przykładu bieżący czas przestoju *Tpp*: nikt nie podejmie się zaplanować dokładnie z miesięcznym wyprzedzeniem ile będzie awarii oraz ile czasu będzie trwało ich usuwanie. Podobnie jest z określeniem dokładnego czasu zmiany kalibru, bądź walca *Tcm*: biorąc pod uwagę to, że zmiany dokonują ludzie oraz położenie walca/kalibru w magazynie może być w pewien sposób przypadkowe, wartości czasów zmian kalibrów z tabeli 2 oraz czasu wymiany zużytego walca należy traktować jako pewne przybliżenie. Powyższe parametry powodują automatycznie rozmycie wielkości *Tc*, ta z kolei rozmywa *Pf*. Zatem jedynym pozostałym parametrem, który można uważać za deterministyczny jest P_{max} oraz w pewnym zakresie także *K* (ze względu na bardzo dużą dokładność w zgodności z normami ISO9002). Zamiast w ciszy pomijać aspekt niepewności, lepiej wziąć go pod uwagę i wprowadzić opisywanie parametrów w postaci ***przedziałów*** lub ***liczb rozmytych***. Gwarantuje to otrzymanie modelu planowania maksymalnie zbliżonego do rzeczywistości w porównaniu z modelami czysto-deterministycznymi.

5.5. Określenie funkcji celu.

Klasyczną funkcją celu w harmonogramowaniu zadań jest minimalizacja czasu wykonania danego harmonogramu (wzór 1). Funkcja taka mogła by być użyteczna w przypadku klasycznej linii produkcyjnej. Nasz rzeczywisty przykład niesie także rzeczywiste problemy: harmonogramy ułożone w różny sposób (różna kolejność zadań) mogą mieć różne skutki finansowe, nie tylko czas wykonania (to jest oczywiste). Zamiast jednego, istnieje kilka kryteriów lokalnych charakteryzujących rozpatrywany problem. Nie należy także przesadzać ze zbyt dużą ich liczbą – tylko takie, które mają ***istotny*** wpływ finansowy (negatywny bądź pozytywny, bezpośredni bądź pośredni) na bilans realizacji zadań harmonogramu. Stąd wynika potrzeba agregowania kryteriów lokalnych, czyli konkretyzacja operatora agregowania D we wzorze 2.

W naszym przypadku można zauważyć, że najsłabszym punktem (wąskim gardłem) systemu jest walec i zmiany jego kalibrów. Dla przykładu, jeśli system wytwarza produkty o profilu 3 i zmieniamy profil na 2, to trwa to 1.5 h. W tym czasie (straconym na zmiany) można byłoby wyprodukować ≈50 ton (w najgorszym przypadku). Jedna zmiana kalibru w ciągu dnia, powoduje straty czasu na przestrzeni miesiąca w ciągu którego można byłoby wyprodukować ≈1500 ton. Obrazuje to skalę problemu w sposób przejrzysty. Najważniejszym kryterium w naszym przypadku będzie, zatem suma czasów zmian kalibrów oraz walców - $\sum Tcm$. Drugim kryterium będzie stopień dopasowania czasu realizacji zadania do przewidzianego w umowie z klientem, $\sum Tfit$. Jak wiadomo, za zrealizowanie zamówienia po umówionym terminie przewidziane są kary finansowe za nie wywiązanie się z warunków umowy. Sytuacja przeciwna, tzn. realizacja zbyt wczesna często oznacza, że nie zostaną dotrzymane warunki umowy z innymi klientami. Najlepiej więc, gdy zadanie mieści się w terminie określonym w umowie, co odpowiada nowoczesnej filozofii management'u - JIT (Just In Time).

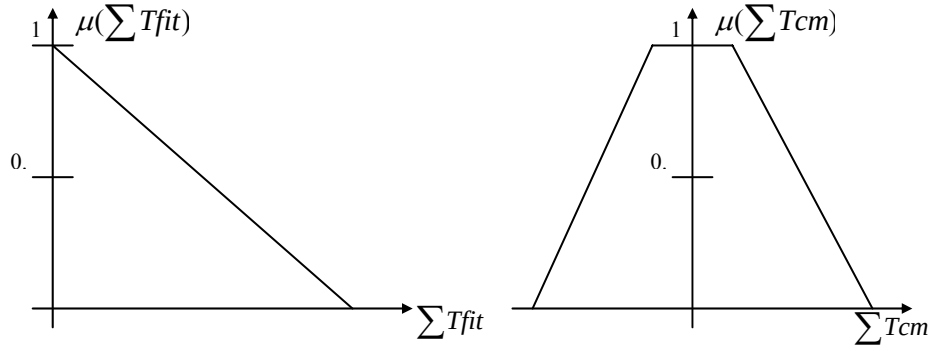
Dobrym sposobem rozwiązywania wielokryterialnych zadań decyzyjnych, do którego sprowadziliśmy problem przykładowy jest dobranie odpowiedniego kształtu funkcji użyteczności dla każdego z analizowanych kryteriów oraz określenie dla nich odpowiednich rang, jeśli kryteria te nie są równoważne. Przedstawienie tej metody można znaleźć w pracy [5]. Kształt funkcji użyteczności dla przyjętych kryteriów przedstawia rysunek 7.

Funkcja celu dla naszego przykładu:

$$C^*_{\max} = \max_{i \in SolSpace} D\{\mu(\sum Tcm(i)), \mu(Tfit(i))\} \tag{3}$$

przy ograniczeniu: $P_{\max} < 55\,000$ ton / miesiąc.

gdzie:D jest jedną z metod agregacji kryteriów [5]:{maksymalnego pesymizmu, multiplikatywną, addytywną}.



Rys. 7. Kształty funkcji użyteczności kryteriów użytych do budowy funkcji celu przykładowego problemu.

Mając określoną w ten sposób funkcję celu można zastosować do maksymalizacji metodę *Tabu Search* i przy jej pomocy porównywać poszczególne harmonogramy dopuszczalne, a w wyniku czego znaleźć optymalizowany lub zbliżony do optimum plan pracy walcowni.

6. ASPEKTY IMPLEMENTACYJNE TABU SEARCH

Jak wspomniano wcześniej metoda Tabu Search jest silnie dziedzinowo-zależna. Z tego względu przedstawiamy pewne propozycje dotyczące implementacji tej metody w zagadnieniach związanych a harmonogramowaniem (ze szczególnym uwzględnieniem wcześniej przytoczonego przykładu).

1) Ruchem tabu (zabronionym) jest ruch, który powoduje powrót do jednego z N rozwiązań wcześniej analizowanych ruchów (N oznacza rozmiar listy przechowującej ruchy niedozwolone).

2) Rozmiar listy tabu należy dobrać eksperymentalnie – nie ma na to jednoznacznego przepisu. Zasada jest prosta: zbyt duża lista powoduje zbyt duże skoki w przestrzeni rozwiązań – rozwiązania mogące prowadzić w sposób pośredni do rozwiązań lepszych są uznawane jako tabu i odrzucane przy losowaniu

kolejnych ruchów (potrzebna jest dodatkowa *intensyfikacja* procesu przeszukiwania). Zbyt mała lista prowadzi do problemu odwrotnego: można utkwić w lokalnym, nie optymalnym obszarze rozwiązań (potrzebna jest dodatkowa *dywersyfikacja*).

3) Liczba iteracji powinna zależeć głownie od rozmiaru zadania oraz od oczekiwanej dokładności. Nie można jednak z całą pewnością stwierdzić, że zwiększanie liczy iteracji zwiększa w sposób liniowy prawdopodobieństwo otrzymania rozwiązania optymalnego – jest to przecież metoda oparta na losowaniu. Należy więc dążyć do kompromisu między czasem obliczeń oraz wymaganą dokładnością rozwiązania.

4) Przez odpowiednie kodowanie można zmniejszyć rozmiar listy tabu. Lista niekoniecznie musi zawierać rozwiązania w postaci sekwencji zamówień, można zapisywać do niej ruchy w postaci par wymienianych pozycji (w przypadku ruchu typu wymiana – ang.*swap*). Chcąc porównywać ze sobą sekwencje: bieżącą z poprzednimi (z listy tabu), należy w sposób iteracyjny zapisywane ruchy odwracać, aż do żądanej pozycji na liście tabu.

7. PODSUMOWANIE

Problem harmonogramowania w warunkach rzeczywistych nie polega tylko na trudnościach typu kombinatorycznego. Jak przedstawiono w rozdziale 5, typowe kryterium – całkowity czas realizacji harmonogramu (*makespan*) nie koniecznie jest jedynym i najbardziej trafnym. W warunkach rzeczywistych mogą istnieć inne sytuacje, wymuszające stosowanie dodatkowych kryteriów lokalnych lub zestawów kryteriów nie branych pod uwagę w dostępnej literaturze. Podejście proponowane w niniejszej pracy polegające na przekształceniu klasycznego problemu harmonogramowania w problem decyzyjny, udostępnia mechanizm łatwego rozszerzania modelu o kolejne kryteria bądź całkowitej wymiany zestawu kryteriów. Jest to bardzo skuteczne podejście. Jednak nie ukrywamy, że nie ma rozwiązań uniwersalnych i niezbędna jest dogłębna analiza każdego konkretnego przypadku (jest to ogólnym wymaganie problemów trakcie rozwiązywania problemów rzeczywistych). Rzeczywistych problemów harmonogramowania nie da się uogólniać, są one silnie dziedzinowo-zależny.

W artykule przedstawiony jest opracowany schemat rozwiązania problemu optymalizacyjnego wielokryterialnego planowania produkcji rzeczywistej huty ze szczegółowym uwzględnieniem niepewności parametrów czasowych w realizacji metody Tabu Search.

Dalsze prace mają na celu dokładniejsze badania przedstawionego mechanizmu. Szczególnie w warunkach niepewności, kiedy parametry są opisane za pomocą liczb rozmytych. Przeprowadzone zostaną także wielokrotne testy, mające na celu optymalne „dostrojenie" *Tabu Search* oraz porównanie efektywności harmonogramów tworzonych przez doświadczonych planistów z tymi, otrzymanymi za pomocą systemu bazującego na opisywanych modelu .

Bibliografia

1. Adler J., Markowa E., Granowski J, Planowanie eksperymentu przy poszukiwaniu warunków optymalnych, Nauka, Moskwa 1976, 279.(po rosyjsku)
2. Battiti R. and Tecchiolli G., The reactive tabu search *ORSA Journal on Computing*, 1994, 6(2),126-140.
3. Cristofari M, Caron F, Tronci M. Dynamic scheduling approach in case of machine breakdown and preventive maintenance - 2000 Summer Computer Simulation Conf.
4. Dubois D., Fargier H., Prade H., Fuzzy constraint in job shop scheduling , Proceedings of the EURO XIII/OR conference, Glasgow, UK, July, 1994.
5. Dymowa L., Sewastjanow P.. The methodology of solution of joint problems of modeling, identification and milti-criterion optimization in quality control for metallurgical processes, Informatyka w Technologii Materiałów, Wydawnictwo Naukowe AKAPIT 2003, 1, 3 , 21-32.
6. Glover F., Tabu Search, part I, ORSA J. Comput. 1989, 1, 190-206.
7. Grabowski J., Pempera J., Sequencing of Jobs in some production system, European Journal of Operational Research, 2000, 125, 535-550.
8. Gupta J.N.D., Henning K. and Werner F., Local Search Heuristics for Two-Stage Flow Shop Problems with Secondary Croterion, Otto-von-Guericke-Universität Magdeburg 1999.
9. Huh W.T., Janakiraman G., Jackson P.L, Sawhney N., Minimizing flow time in cyclic schedules for identical jobs with acyclic precedence: the bottleneck lower bound, Operation Research Letters 2003, 31, 366-374.
10. Jain A.S, Meeran S., Deterministic job-shop scheduling: Past, present and feature, European Journal of Operational Research, 1999, 113, 390-434.
11. Konno T., Ishii H., An open shop scheduling problem with fuzzy allowable time and fuzzy resource constraint, Fuzzy Sets and Systems 2000, 109, 141-147.
12. Lam S.S., Cai X., Single machine scheduling with nonlinear lateness cost functions and fuzzy due dates, Nonlinear Analysis 2002, 3, 307-316.
13. Litoiu M., Tadei R., Real time task scheduling allowing fuzzy deadlines, European Journal of Operational Research 1997, 100 475-481.
14. Litoiu M., Tadei R., Fuzzy scheduling with application to real time systems, Fuzzy Sets and Systems 2001, 121, 523-535.

15. Litoiu M., Tadei R., Real time task scheduling with fuzzy deadlines and processing times, Fuzzy Sets and Systems 2001, 117, 35-45.
16. Ławrynowicz A., Algorytmy ewolucyjne w zarządzaniu produkcją, Informatyka Teoretyczna i Stosowana/Computer Science 2003, 3(4), 149-168.
17. Murovec B., Suhel P., A repairing technique for the local search of the job shop problem, European Journal of Operational Research 2004, 153, 220-238.
18. Piegat A., Modelowanie i sterowanie rozmyte, Akademicka Oficyna Wydawnicza EXIT ,Warszawa, 1999.
19. Slany W., Scheduling as a multiple criteria optimization problems, Fuzzy Sets and Systems 1996, 78 , 197-222.
20. Sysło M., Deo N., Kowalik J., Algorytmy optymalizacji dyskretnej, WN PWN, Warszawa 1995.
21. Wang,J., A fuzzy project approach to minimize schedule risk for product development, Fuzzy Sets and Systems 2002, 127, 99-116.
22. Wang,J. A fuzzy robust scheduling approach for product development projects, European Journal of Operational Research 2004, 152, 180-194.
23. Youssef H., Adiche S. M. H., Evolutionary algorithms, simulated annealing and tabu search: a comparative study, Engineering Applications of Artificial Intelligence 2001, 14, 167-181.
24. L A. Zadeh, Theory of fuzzy sets, Memo. No. UCB/ERL M77/1, University of California, Berkeley, CA, 1977.