

Marcin KUCZORA, Jan MAŁKIEWICZ
Politechnika Śląska, Instytut Informatyki

WYKORZYSTANIE ŚRODKÓW TRANSPORTU W SYSTEMIE DYSTRYBUCJI O STAŁYCH LINIACH KOMUNIKACYJNYCH I WYRÓŻNIONYCH WĘZŁACH SORTUJĄCYCH

Streszczenie. Artykuł prezentuje korzyści z dynamicznego podejścia do planowania przewozów w specyficznym systemie transportowym. Ważnym elementem procesu jest tzw. normalizacja systemu dokonywana w trakcie działania systemu, polegająca na znalezieniu rozwiązania będącego takim przyporządkowaniem posiadanych zasobów transportowych, aby przy zachowaniu najniższego możliwego kosztu ich przemieszczenia wykonać przewidziane zadanie transportowe w określonym oknie czasowym oraz przygotować system na kolejny cykl. Jako rozwiązanie zaproponowano algorytm aukcyjny dla liniowego problemu przydziału w połączeniu z dynamicznym podejściem do przydziału zasobów do zadań.

Słowa kluczowe: badania operacyjne, problemy transportowe, dynamiczne planowanie przewozów, algorytmy aukcyjne, liniowy problem przydziału.

USAGE OF TRANSPORT MEANS IN THE DISTRIBUTION SYSTEM INCLUDING CONSTANT COMMUNICATION LINES AND DISTINGUISHED SORTING NODES

Summary. Article presents advantages of dynamic approach to VRP in the specific distribution system containing nodes of different functions. So called normalization of the transport system is indicated by examination of model as the most interesting optimization part. The normalization, which relies on such utilization of vehicles that all transport tasks are executed and the transport net is prepared for a new cycle, is done online and takes into account time and cost conditions. As a possible solution an auction algorithm for the linear quasi-assignment problem, as well as dynamic approach for resources to task assignments, are suggested.

Keywords: transportation, Multi-Trip Vehicle Routing Problem (MTVRP), dynamic vehicle scheduling, transportations systems, auction algorithms, Linear Assignment Problem (LAP).

1. Podstawowe funkcje systemu transportowego

Artykuł przedstawia nowy sposób podejścia do rozwiązywania problemu planowania przewozów. Zanim jednak rozważy się możliwości optymalizacji procesów, zaprezentowana zostanie struktura sieci transportowej.

Rozważmy sieć transportową składającą się z N węzłów, przy czym $N = NA + NC$, gdzie NA to liczba węzłów klasy A , NC to liczba węzłów klasy C . Każdy węzeł klasy A ma przypisaną do siebie określoną liczbę węzłów podrzędnych klasy C .

Oznaczmy przez a_i , c_i odpowiednio węzły klasy A i C . W reprezentacji grafowej węzeł a_k ma tyle dwukierunkowych wektorów w grafie, z iloma c_i ma połączeń (istnieją trasy $a_k c_j$ oraz $c_j a_p$, dla $k=p=1..NA$, oraz dla $i=j=1..NC$), dodatkowo ma także dwukierunkowe połączenie z każdym innym węzłem klasy A występującym w strukturze (trasy $a_p a_k$ dla $a \neq k$).

Z kolei każdy węzeł klasy C ma połączenie tylko z jednym nadrzędnym węzłem klasy A oraz posiada kategorię ($kat=1, 2, 3$) determinującą liczbę wysyłanych transportów z przesyłkami.

Zadaniem systemu jest w przeciągu jednego cyklu (24 h) za pomocą dostępnych zasobów transportowych przesłać przesyłki zbierane w węzłach c_i ($i=1..NC$) do węzłów odbiorczych c_j ($j=1..n$), poprzez węzły a_p i a_k , przy czym przesyłka musi przejść przez co najmniej jeden węzeł klasy A , czyli a_p i a_k mogą być tożsame. Pierwszy węzeł, przez który przechodzi przesyłka, oznaczamy a_p , a drugi przez a_k .

W systemie istnieją zatem trasy $c_i a_p$, $a_p a_k$, $a_k c_j$, po których transportowane są przesyłki zgodnie z ustaloną, optymalną drogą przesyłki [1] oraz ustalonym rozkładem jazdy transportów. W węzłach klasy A odbywa się przeładunek połączony z sortowaniem przesyłek.

Proces powtarza się w cyklach 24-godzinnych, stąd rozpatrywane jest działanie sieci transportowej w jednym cyklu. Wprowadźmy skrót TR oznaczający środek transportu.

Jak już stwierdzono, pomiędzy cyklami każdy węzeł c_j zbiera określoną liczbę przesyłek wynikającą z badań statystycznych rzeczywistego systemu [1]. W celu uproszczenia zagadnienia wprowadzono pojęcie kategorii węzła klasy c_j , związaną z liczbą wysyłanych i odbieranych transportów z przesyłkami, definiującą, ile transportów jest wysyłanych w zależności od liczby przesyłek na trasie $c_j a_p$. Wprowadzenie kategoryzacji węzłów jest całkowicie umowne i służy jedynie przybliżeniu specyfiki działania badanego systemu rzeczywistego.

Z związku z tym węzeł c_j ma jedną z trzech kategorii: $kat=1$ (jeden lub dwa TR); $kat=2$ (dwa lub trzy TR); $kat=3$ (trzy lub cztery TR). Pomiędzy węzłami poszczególnych klas na ustalonych trasach przesyłki są transportowane przez dwa rodzaje TR, rozróżniane przez pojemność (liczbę zabieranych przesyłek).

Pozostałe przyjęte parametry oraz ograniczenia związane z rozważaną strukturą zostaną omówione w podrozdz. 2.1 i 2.2. Zostanie tam także opisany dokładny przebieg procesu transportowego, a wnioski (podrozdz. 2.3) wskażą możliwości optymalizacji procesu decyzyjnego.

2. Model systemu transportowego

2.1. Przyjęte parametry w modelu

Przyjęto następujące parametry pracy modelu:

- przyjmujemy, że przesyłki są jednakowej wielkości, stąd stałe maksymalne wypełnienie każdego TR;
- w systemie występują dwa rodzaje środków transportu, tzn. TR, które poruszają się na trasach $a_p a_k$ (T800) o pojemności 800 jednostek, oraz transporty poruszające się na trasach $c_i a_p$, $a_p a_k$, $a_k c_j$ (T300) o pojemności 300 jednostek;
- kategoria węzła klasy C wpływa bezpośrednio na liczbę paczek wysyłanych przez węzeł c_i , tzn. na zakres, z którego generowana jest liczba przesyłek wysyłana z węzła podrzędnego;
- wydajność rozładunku jest stała i niezależna od liczby jednocześnie rozładowywanych TR;
- zakładamy, że w budowanym modelu do każdego węzła a_p przyporządkowanych jest 10-15 węzłów c_i , przy czym przyjmuje się że odległość pomiędzy $a_p a_k$ jest co najmniej dwukrotnie dłuższa niż $a_k c_j$. Ponadto przypisanie węzłów klasy C do A jest podyktowane ustaloną drogą paczki oraz rozkładem jazdy TR.

Stan początkowy modelu to stan normalizacji (patrz podrozdz. 2.4), tzn.:

- w każdym z węzłów typu C znajduje się maksymalna potrzebna liczba TR (T300),
- każdy węzeł typu A zawiera $NA-1$ TR (T800),
- istnieje możliwość wykorzystania dodatkowych TR (tzw. *bufora dodatkowego*); skorzystanie z tej możliwości następuje tylko pod pewnymi warunkami, które zostaną omówione w podrozdz. 2.6.

Podjęcie dynamiczne do planowania przewozów jest realizowane w modelu poprzez sposób doboru transportów już rozładowanych do ponownego załadunku w trakcie symulacji (realizacja fazy 1 i 3 symulacji). W związku z tym następuje dynamiczny przydział TR do kolejnych zadań. W dalszej części artykułu przedyskutowane zostaną wszelkie ograniczenia dynamicznego planowania przewozów wprowadzane z uwagi na konieczność przygotowania systemu do realizacji kolejnych etapów działania i do rozpoczęcia nowego cyklu.

2.2. Fazy działania systemu transportowego

Poniżej w podpunktach omówione zostaną trzy fazy działania modelu; dyskusja dotycząca ustalenia dodatkowych reguł oraz wprowadzenie optymalizacji procesu zawarte są w kolejnym podrozdziale (podrozdz. 2.3). Działanie symulatora systemu jest opisane poniżej.

FAZA 1

1. Stan początkowy w węzłach c_j (max potrzebna liczba TR) oraz a_i ($NA-1$ TR) oraz *bufor dodatkowy*.
2. Zgodnie z kategorią dla każdego węzła C określenie („wylosowanie”) liczby przesyłek. Każda wysyłana przesyłka ma w trakcie „losowania” przypisany węzeł odbiorczy c_x zgodnie z dobranym empirycznie rozkładem statystycznym.
W przypadku gdy z danego węzła c_i wyrusza tylko jeden TR, to czas wyjazdu jest zgodny z rozkładem jazdy, każdy dodatkowy (wynikający np. z kategorii węzła) o jedną godzinę wcześniej od planowego.
3. Przejazd na każdej z tras $c_i a_p$ z paczkami ma miejsce w określonym, wąskim oknie czasowym. Dlatego też z uwagi na zbliżony czas przyjazdu poszczególnych TR z węzłów c_j do a_i są one rozładowywane równolegle (stała liczba paczek/min niezależnie od obciążenia). Przesyłki są sortowane i na bieżąco ładowane na TR i wysyłane na trasy $a_p a_k$ (do innych węzłów a_k). Pozostałe przesyłki „adresowane” do węzłów c_j podległych danemu a_p są magazynowane, ponieważ załadunek pierwszej części TR na trasy $a_k c_j$ nastąpi po wyjeździe wszystkich TR na trasy $a_p a_k$.
4. Po przebyciu trasy $c_i a_p$ i rozładunku TR o pojemności T300 staje się TR T800 gotowym do załadunku na trasę $a_p a_k$. Następuje więc symulacja rozładunku i załadunku oraz „dynamiczne” określanie, który z rozładowywanych TR może być zakwalifikowany jako możliwy do załadunku.
5. W związku z powyższym transport opuszcza węzeł a_p w trzech przypadkach:
 - jest już pełny,
 - nie jest pełny, ale z analizy problemu wynika, że żaden więcej TR do rozładunku już nie przyjedzie,
 - jedzie pusty jako wynik bilansu transportów (faza 2), ponieważ jest potrzebny do realizacji trasy $c_i a_p$ w kolejnym cyklu, lub $a_k c_j$ w bieżącym cyklu, czyli generuje tzw. pusty przebieg.

FAZA 2

1. Dla każdego węzła klasy A na podstawie:
 - listy TR do załadunku (aktualnie pustych TR, które przyjechały z C),

- liczby przesyłek wysłanych na transportach $a_p a_k$ oraz liczby przesyłek do każdego z węzłów c_j magazynowanych w każdym węźle a_p („po sortowaniu” dokładna liczba przesyłek z podziałem na węzły podległe c_j jest znana w każdym węźle a_p , informacja jest przesłana do centralnego systemu zbierającego dane od wszystkich węzłów a_i),
- oraz TR przebywających trasy $a_p a_k$ (bez ostatniego z każdego z węzłów a_p)

następuje określenie liczby potrzebnych środków TR w każdym z węzłów klasy A, biorąc pod uwagę ewentualną liczbę transportów stanowiących *bufor dodatkowy* (zobacz rozdz. 2.6).

2. Wykonanie bilansu TR, czyli określenie dodatkowych zadań transportowych, następuje według poniższych zasad:

- jeżeli w którymkolwiek z węzłów klasy A jest niedobór, a w innym nadwyżka, prześlij zbędne TR do węzła z niedoborem -> GENERACJA PUSTYCH PRZEBIEGÓW;
- jeśli nie ma konieczności likwidacji niedoborów, ale różnica w liczbie TR pomiędzy poszczególnymi węzłami a_k jest większa lub równa dwa TR, prześlij jeden TR w celu zniwelowania różnicy operacyjnej.

3. Uaktualnienie każdego z planów przyjazdów do węzłów a_k : jako godziny przyjazdów przyjąć godzinę równoczesną z przyjazdem ostatniego z TR z węzła a_p .

4. Wstępny „załadunek” TR na trasy $a_k c_j$.

FAZA 3

1. Po przyjeździe TR relacji $a_p a_k$ w każdym z węzłów a_k następuje przeprowadzenie symulacji rozładunku i załadunku TR do C w sposób analogiczny do fazy 1. Dobór TR do załadunku, czyli do realizacji tras $a_k c_j$ - kolejno: te które przyjechały z c_i , transporty z a_p , bufor dodatkowy.

2.3. Wnioski z analizy zamodelowanego systemu

W symulatorze na początku pierwszej fazy działania systemu zakładamy wystarczającą liczbę TR w każdym c_p , a w dalszych eksperymentach bazujemy na stanie systemu z poprzedniego eksperymentu, tzn. w przypadku gdy w c_i brak środka transportu, dostarcza go a_p , gdy jest nadwyżka, TR jest wysyłany także na pusto do a_p równocześnie z ostatnim transportem z paczkami realizującym trasę $c_i a_p$ zgodnie z rozkładem jazdy. Są to puste przebiegi, na które nie mamy wpływu. To rozwiązanie nie jest jednak doskonałe. Często w a_k brak wolnego TR i muszą być dobierane dodatkowe środki transporty z bufora, co skutkuje tym, że liczba transportów w systemie cały czas rośnie, co wykazały wykonane eksperymenty, np. przy 60 cyklach – dwukrotnie.

Analiza modelu systemu pozwoliła wyprowadzić następujące wnioski, co do jego działania:

- proces **bilansu transportów** w fazie 2 powinien być tak zmodyfikowany, aby brać pod uwagę zasadę, że oprócz wykonania wszystkich potrzebnych zadań transportowych, do końca fazy 3 system musi zostać znormalizowany, czyli przygotowany na kolejny cykl; niwelowanie różnicy operacyjnej nie powinno być realizowane w sposób ustalony arbitralnie, ale wynikać ze stanu systemu;
- konieczne jest zdefiniowanie stanu *znormalizowanego* systemu na podstawie konstrukcji sieci transportowej, tzn. wartości stałych NA , NC , oraz kategorii każdego z węzłów c_i ;
- ważny jest odpowiedni dobór wielkości *bufora dodatkowego*, czyli dodatkowej liczby TR możliwych do wykorzystania w każdym z węzłów a_k ;
- optymalizacji należy poddać proces bilansowania transportów, biorąc pod uwagę wszelkie ograniczenia czasowe i kosztowe, jako dodatkowe cele przyjmując minimalizację liczby transportów w systemie oraz unikanie pustych przebiegów.

Określmy w sposób teoretyczny maksymalną liczbę transportów potrzebnych do obsługi danego węzła a_p oraz wszystkich jego węzłów podrzędnych c_i . Wielkość ta byłaby sumą:

1. liczby połączeń z węzła a_p do a_k , zakładając po jednym transporcie do każdego a_k , gdzie $p=k=1..NA$ oraz $p \neq k$,

2. sumy kategorii wszystkich węzłów podrzędnych $\sum_{i=1}^{l_p} k_{c_i}$ oraz liczby węzłów podrzędnych l , przypisanych do danego węzła nadrzędnego a_x .

Możemy zdefiniować powyżej opisaną sumę za pomocą wzoru:

$$l_{TR-\max} = (NA - 1) + \sum_{i=1}^{l_p} k_{c_i} + l(c_{i a_p})$$

Znormalizowany system to taki, w którym przed rozpoczęciem kolejnego cyklu w każdym z węzłów c_i znajduje się maksymalna liczba TR, która może być potrzebna, a w każdym węzle a_p jest co najmniej po jednym TR do realizacji tras $a_p a_k$, czyli $NA-1$.

2.4. Optymalizacja kontra normalizacja

Czy posługując się wszystkimi transportami w systemie (*bez bufora dodatkowego*), przy założeniu, że ich liczba jest równa maksymalnej wymaganej, zawsze jesteśmy w stanie, po analizie stanu systemu w fazie drugiej, znaleźć optymalne rozwiązanie, które doprowadzając system do stanu normalizacji, spełniłoby wszystkie warunki czasowe?

Warto tu zauważyć, że transporty dosyłane na pusto z węzłów a_p do c_j wcale nie muszą dojechać do węzła docelowego zgodnie z rozkładem. Może się także zdarzyć, że nie ma przesłanek ekonomicznych do przesyłania TR z odległego a_p do a_k w celu zasilenia węzła c_i , jeśli istnieje transport w buforze węzła a_p , jeśli trasa $a_p \cdot a_k$ jest znacznie krótsza niż $a_p a_k$, a koszt „uruchomienia” i eksploatacji TR z tegoż bufora może być wyższy, ale i tak opłacalny.

Może się także zdarzyć, że procedura (metoda) optymalizacyjna nie znajdzie rozwiązania, które przy uwzględnieniu czynnika czasu będzie dozwolone. Także wtedy należy wykorzystać *bufor dodatkowy*.

Stąd prosta definicja pojęcia bufora dodatkowego – jest to liczba TR zawsze dostępna, którą można wykorzystać, jednakże wprowadzenie do systemu tego rodzaju transportu „buforowego” jest obciążone dodatkowym kosztem i może nastąpić wtedy i tylko wtedy, kiedy jest to konieczne lub bardziej opłacalne niż przesłanie TR z innego węzła.

Ustalenie bufora na zbyt wysokim poziomie znacznie zwiększa liczbę możliwych do zaangażowania środków TR w systemie, dlatego uznano, że stały bufor nie powinien być większy niż np. 3 transporty dla 45 węzłów typu A, co jako wartość możliwą do przyjęcia potwierdziły badania przeprowadzone za pomocą symulatora.

Przyjęcie liczby TR, stanowiących *bufor dodatkowy* w systemie, za stałą powoduje konieczność włączenia tych transportów do procesu bilansowania TR, co jednak nie powoduje dodatkowych trudności. Można założyć, że ciężarówka w jednym cyklu traktowana jako „buforowa”, w kolejnym może należeć do zasadniczego zbioru dostępnych środków transportu i odwrotnie. W związku z tym tworzymy sytuację, w której po zakończeniu cyklu i zbilansowaniu liczby TR w poszczególnych węzłach część transportów traktujemy jak zwykle, a pozostałe jako elementy należące do bufora. Szerzej problem doboru rozmiaru i zarządzania bufora jest omówiony w podrozdz. 2.6.

2.5. Transport wahadłowy

Można poczynić pewną obserwację: zwykle ostatnie TR z c_x do a_p nie są po rozładunku podstawiane pod załadunek do a_k . W drugiej fazie zakładamy załadunek przesyłek zgromadzonych w węźle sortującym a_i na TR do c_x ; można stwierdzić, że w każdym węźle A istnieją transporty wahadłowe kursujące ciągle na trasach $c_i a_p$ oraz $a_k c_j$ (dla $p=k$ oraz $i=j$). W przypadku węzłów, które wysyłają więcej niż jeden TR dziennie, można założyć, że ostatni TR, który przyjechał z c_i do a_p , będzie w fazie trzeciej jechać z a_k do c_j jako pierwszy. W realnym świecie najczęściej większość TR jest wynajmowanych od przewoźników zewnętrznych, więc nic nie stoi na przeszkodzie, by taką zasadę przyjąć.

2.6. Dobór rozmiaru dodatkowego bufora

Jak już stwierdzono, dodatkowy bufor jest tworzony w węzłach a_p . Poniżej przedstawione zostaną możliwe do przyjęcia dwa warianty jego realizacji.

Pierwsza opcja to bufor jednostopniowy, a druga - bufor wielostopniowy. W przypadku bufora jednostopniowego przyjmujemy stałą wartość, niezależną od liczby węzłów w sieci, będącą niewielką liczbą naturalną, np. 3. Wielkość bufora oznaczać będzie, ile dodatkowych transportów będzie w każdym z węzłów a_p na początku cyklu.

Wariant drugi, czyli bufor wielostopniowy, jest bardzo podobny do pierwszego, z tym że bufor ten dzieli się na kilka poziomów, co oznacza, że jeżeli np. są dwa poziomy, to mamy dwa rodzaje ciężarówek „buforowych”.

W celu lepszego zrozumienia posłużmy się analogią do kolorowych ciężarówek. Załóżmy, że zwykle ciężarówki są niebieskie, a buforowe czerwone, pamiętając, że w przypadku gdy bufor jest jednostopniowy, to mamy tylko te dwa typy ciężarówek. Dla buforu wielostopniowego będzie podobnie: ciężarówki z pierwszego poziomu będą czerwone, drugiego zielone itp.

Ciężarówki buforowe poza kolorem i kosztem niczym się nie różnią od pozostałych (niebieskich). Jeżeli chodzi o koszt każdego transportu to ma on dwie składowe:

- koszt stały (kapitałowy), który jest związany z uruchomieniem i wysłaniem ciężarówki w trasę;
- koszt zmienny (operacyjny), który zależy od długości trasy.

Wysokość kosztu zmiennego dla transportów zwykłych i dodatkowych (buforowych) jest taka sama, natomiast różnica występuje w przypadku kosztu stałego. Jeżeli przyjmą, że ciężarówki zwykłe (niebieskie) mają koszt stały równy K_1 , to ciężarówki buforowe (czerwone), w przypadku buforu jednostopniowego, mają ten koszt dwa razy większy, tzn. $2 \cdot K_1$.

Dla buforu wielostopniowego może to być np. $(p+1) \cdot K_1$, gdzie p oznacza poziom buforu (dla czerwonych będzie więc $2 \cdot K_1$, dla zielonych $3 \cdot K_1$ itp.). Co jest bardzo ważne, ciężarówki podczas całego rozważanego cyklu nie zmieniają swojego statusu (czyli - inaczej mówiąc, czerwone są zawsze czerwone).

Przed rozpoczęciem nowego cyklu wszystkie ciężarówki stają się zwykłe (niebieskie), a zakładając, że przyjęto wielkość buforu b , to b z nich staje się ciężarówkami buforowymi (czerwonymi). Analogicznie jest z buforem wielostopniowym (czyli b ciężarówek będzie czerwonych, s zielonych itp.).

Dobór wielkości buforów poszczególnych stopni dobrze jest uzależnić do liczby węzłów w systemie, tzn. dla NA węzłów a_p liczba TR w buforze pierwszego stopnia mogłaby wynosić $\lceil NA/20 \rceil$, w buforze drugiego stopnia $\lceil NA/100 \rceil$, itd.

3. Problem klasyczny i dynamiczne podejście

3.1. Zagadnienie klasyczne i jego ograniczenia

Omawiany problem należy do klasy VRP (z ang. *Vehicle Routing Problem*), czyli do grupy problemów związanych z planowaniem tras przewozów [2]. W grupie tej, mimo wielu podobieństw, każdy problem jest wyjątkowy z uwagi na nałożone na niego ograniczenia. Jednym z ograniczeń jest rozkład jazdy transportów (harmonogram przewozów). W związku z tym ograniczeniem rozróżniania jest klasa VRSP (z ang. *Vehicle Routing and Scheduling Problem*).

W podstawowej wersji VRP zakładamy, że środek transportu w ciągu jednego cyklu realizuje jedną trasę. Rozważając część cech rozpatrywanego zagadnienia można je zaliczyć do klasy MTRSP (z ang. *Multi-Trip Vehicle Routing and Scheduling Problem*).

3.2. Rozważane zagadnienie a problem klasy MTRSP

Rozważmy cechy MTRSP, które występują w rozważanym problemie:

- w każdym cyklu transport może realizować więcej niż jedną trasę,
- na realizację trasy nałożone są ograniczenia czasowe,
- występują dwie różne pojemności transportów,
- istnieje możliwość wynajęcia dodatkowych TR w poszczególne dni w przypadku niemożności skorzystania z podstawowego taboru,
- są brane pod uwagę czasy rozładunku TR,
- dane do problemu to realne odległości i czasy przejazdów TR.

Można wprowadzić także inne ograniczenia, np. dotyczące planowania zmian.

3.3. Podejście dynamiczne

Tradycyjnie problem klasy VRSP, np. harmonogram przewozów komunikacji autobusowej, czyli przypisanie środków transportowych do tras (zadań), jest rozwiązywany kilka miesięcy przed wejściem w życie nowego rozkładu jazdy, a ustalone rozwiązanie nie jest zmieniane przez cały okres jego ważności. Ujemną stroną tego podejścia jest fakt, że w trakcie realizacji zaplanowanych zadań transportowych istnieje niebezpieczeństwo wystąpienia opóźnienia na jednej lub więcej tras. Gdy takie opóźnienie wystąpi, wyjazd na kolejne trasy może nastąpić z opóźnieniem.

Oczywiście, można próbować przeciwdziałać temu problemowi, dodając dodatkowy bufor czasowy do czasów przejazdu, ale jeśli bufor będzie obecny także w dni, w które nie będzie potrzebny, to spowoduje on „zaplanowaną” nieoptymalność systemu.

Jeśli chodzi o rozwiązanie dynamiczne problemu VRSP, zmiana przydziału transportów do zadań następuje kilkakrotnie w cyklu i w wielu przypadkach jesteśmy w stanie zapobiec wystąpieniu opóźnień w rozpoczęciu kolejnych tras.

3.4. Źródło pomysłów

W literaturze nie napotkano na dynamiczne podejście do problemu planowania rozkładów jazdy transportów. Korzyści z dynamicznego planowania przewozów po raz pierwszy w sposób całościowy zaprezentowano w pracy [2]. Podstawową zaletą tego podejścia jest dostosowywanie się systemu zarządzania taborem do występujących w realnym świecie opóźnień i okresowego wzrostu przewozów na wybranych trasach.

Jednak istnieją przykłady innych problemów optymalizacyjnych rozwiązywanych przy użyciu podejścia dynamicznego. Ogólny przegląd dynamicznych i stochastycznych modeli został omówiony przez Powella [7], który uzasadnił korzyści z wykorzystania modeli dynamicznych zamiast statycznych dla wielu problemów transportowych i logistycznych. W związku z tym rozważyć należy różne metody rozpatrujące nieokreśloność. Powell wyjaśnia, że z uwagi na losowość czasów przejazdu optymalne rozwiązania planujące personel i rozwiązujące problem VRSP będą w rzeczywistości prowadziły do nieoptymalności. Dowodzi, że lepiej jest użyć algorytmów z natury bardziej lokalnych, np. heurystycznych algorytmów zachłanych.

Istnieje bogata literatura dotycząca rozwiązywania VRSP w obliczu losowych czasów przejazdów. Większość rozwiązań to programowanie stochastyczne wykorzystywane w celu radzenia sobie z niepewnością. Ciekawym zastosowaniem jest np. wykorzystanie stochastycznego programowania w celu rozwiązania problemu planowania zmian personelu dokonane przez Yena i Birge'a.

Wobec powyższego zadajmy następujące pytanie: czy problem można interpretować jako wielokrotny problem programowania stochastycznego przy osobnym rozważaniu każdego z wielu scenariuszy dla różnych czasów przejazdów?

Odpowiedź jest prosta: tak, o ile z góry założymy, że w systemie występują jakieś opóźnienia lub wcześniejsze przyjazdy TR, np. na trasach $a_p a_k$ – wtedy być może zajdzie potrzeba stworzenia nowego przydziału ciężarówek do tras, tak by zachować płynność pracy i zapobiec generacji opóźnień na rozpoczęciu tras $a_k c_j$. Istnieje możliwość przygotowania pełnego zestawu scenariuszy, co dla dużego systemu nie jest zalecane, ale wtedy rozpatrzenie pojedynczego scenariusza wymaga rozwiązania sekwencji statycznych problemów VRSP.

Bardziej rozsądnym rozwiązaniem jest optymalne zaplanowanie przy użyciu algorytmu optymalizacyjnego procesu rozładunku i załadunku w fazie trzeciej (rozładunek TR $a_i a_j$ i załadunek TR $a_j c_i$), przy wzięciu pod uwagę wszystkich ograniczeń związanych z czasami rozładunku i załadunku transportów.

Ponadto, jak już wspomniano, koszt dla każdego transportu składa się z elementu stałego związanego z uruchomieniem trasy, oraz zmiennego będącego kosztem przejazdu.

Na koniec ważne spostrzeżenie: mimo że postój TR w węźle klasy A nie jest związany z ponoszeniem żadnych kosztów, to wcześniejszy przyjazd TR nie powoduje oczekiwania transportu na rozładunek, jednak jako opóźnienie wpływa na stan systemu i podejmowane decyzje dotyczące dalszego zarządzania zasobami transportowymi.

3.5. Zastosowanie dynamicznego podejścia w problemie

W jakich przypadkach możemy zastosować podejście dynamiczne? Ogólnie można stwierdzić, że w takich, gdy w cyklu działania systemu istnieje taki moment T , w którym można zmienić plan wykorzystania środków transportów do realizacji koniecznych zadań. Bierze się wtedy pod uwagę decyzje już podjęte, które nie mogą ulec zmianie, oraz stan systemu w chwili $(T + t)$. Kluczowym założeniem jest znajomość czasów przejazdu w okresie $(T + t)$ z całkowitą pewnością. Jeśli chodzi o czasy przejazdów po tym okresie, wystarczy, że znana jest liczba możliwych scenariuszy, każdy z pewnym prawdopodobieństwem zaistnienia.

W naszym problemie rozważany jest stan systemu po zakończeniu sortowania w węzłach klasy A . Ponieważ znamy całkowitą liczbę przesyłek przypadających („zaadresowanych”) na każdy z węzłów podrzędnych klasy C (informacja jest zbierana w trakcie sortowania), możemy łatwo określić, ile TR będzie musiało być wysłanych do węzłów podrzędnych. Ponadto brane jest pod uwagę to, co działo się w systemie wcześniej, oraz czy należy zwiększyć liczbę TR wysyłanych do poszczególnych węzłów w celu normalizacji systemu. Nieco trudniej zrealizować założenie o całkowitej pewności dotyczącej czasu przejazdu, ale można przyjąć, że na podstawie rozkładu jazdy znamy z całkowitą pewnością czas przejazdu pomiędzy węzłami, tzn. jest ustalony maksymalny czas przeznaczony na przejazd, który nie jest przekraczany.

Ponieważ podczas modelowania przyjmujemy idealistyczne założenie, że wszystkie czasy przejazdów spełniają rozkład jazdy, to przyjmujemy, że tak naprawdę to istnieje tylko jeden możliwy scenariusz i jest on znany.

System jednak potrafi poradzić sobie z opóźnieniami. Jeśli nastąpią jakieś nieprzewidziane zdarzenia i wystąpią opóźnienia na trasach pomiędzy węzłami $a_p a_k$, to można już w węzłach docelowych a_k zastosować ponownie podejście dynamiczne i w trakcie procesu rozładunku i sortowania podjąć decyzję o innym przyporządkowaniu TR do węzłów c_j , niż zaplanowano uprzednio za pomocą algorytmu optymalizacyjnego.

Zaplanowana liczba TR skierowana do węzła a_k jest właściwa, więc wystarczy nam zasobów transportowych, ale oczywiście w przypadku zbyt dużych opóźnień istnieje zagrożenie przekroczenia wyznaczonego okna czasowego (momentu, do którego wszystkie TR a_i ; muszą zostać wysłane), któremu jesteśmy w stanie zapobiec tylko wykorzystując ciężarówkę z bufora dodatkowego.

3.6. Algorytmy aukcyjne dla problemu przydziału

Krótkie wprowadzenie dotyczące algorytmów aukcyjnych dla problemu przydziału ma na celu pokazanie intuicyjności klasy algorytmów aukcyjnych [5, 6].

Liniowy problem przydziału (LAP, z ang. *linear assignment problem*) znajduje jednoznacznie przypisanie osób do równej liczby przedmiotów, tak aby zminimalizować całkowite koszty, gdzie kosztem jest przypisanie osoby do obiektu. Załóżmy, że mamy do czynienia z problemem maksymalizacji i zastąpmy koszt przypisania osoby do obiektu przez zysk zdefiniowany jako odwrotność kosztu. Algorytmy aukcyjne istnieją w trzech formach: naprzód, wstecz oraz w formie łączącej algorytmy naprzód i wstecz w jedną całość. Każdy obiekt ma cenę, a każda osoba zysk. W aukcji naprzód (z ang. *forward*) osoba jest przypisywana do przedmiotu o najwyższej wartości. Wartość jest zdefiniowana jako zysk z przypisania przedmiotu do osoby po odjęciu ceny przedmiotu. Cena przedmiotu jest wtedy podnoszona tak długo, dopóki spełnia wzajemnie uzupełniające się luźne ograniczenie (z ang. *complementary slackness*). Całkowity maksymalny zysk jest osiągnięty, gdy każda osoba jest przypisana do przedmiotu z maksymalną wartością na zasadzie 1:1.

Odpowiadający zbiór cen rozwiązuje skojarzony z danym zagadnieniem problem dualny. Dla aukcji wstecz (z ang. *reverse*) miejsce osób i przedmiotów jest odwrotne: nieprzypisane przedmioty wybierają najlepszą osobę i podwyższają jego/jej zysk tak bardzo, jak jest to możliwe.

Połączony algorytm naprzód i wstecz uzyskujemy przez przełączanie pomiędzy aukcjami naprzód i wstecz. Z uwagi na to, że wiele osób (obiektów) może współzawodniczyć o niewielką liczbę równo pożądaných przedmiotów (osób), mogą wystąpić cykle. W związku z tym wykorzystywany jest mechanizm zapobiegawczy nazywany ϵ -*complementary slackness* (z ang. ϵ -wzajemnie uzupełniające się luźne ograniczenie).

W celu zachowania dobrej teoretycznej i praktycznej wydajności jest wykorzystywana technika nazywana ϵ -skalowaniem, która polega na kilkakrotnym zastosowaniu algorytmu, począwszy od dużych wartości ϵ , poprzez następującą po sobie stopniową redukcję ϵ aż do ustalonej wartości progowej. Każda faza skalowania zapewnia dobre warunki początkowe dla następnej iteracji.

Jak się okazuje, praktyczna wydajność algorytmu jest bardzo wysoka. Wyniki obliczeniowe w [3] wskazują, że algorytm aukcyjny dla liniowego problemu przydziału (LAP) jest znacząco szybszy niż, np., sekwencyjny algorytm poszukiwania najkrótszych ścieżek. Bertsekas i Eckenstein [4] dowodzą, że w najgorszym przypadku złożoność algorytmu aukcyjnego naprzód dla liniowego problemu przydziału przy wykorzystaniu ε -skalowania wynosi $O(nm \log n C)$, gdzie n reprezentuje liczbę wszystkich połączeń, m jest liczbą możliwych połączeń pomiędzy osobami a przedmiotami, a C to maksymalna wartość bezwzględna zysku. Analizy czasu wykonania przeprowadzone przez Schwartza [5] wskazują, że oczekiwaną złożoność rzędu $O(n^2 \log n)$ dla algorytmu aukcyjnego naprzód.

Wprawdzie nie są znane wyniki dotyczące złożoności dla połączonych algorytmów aukcyjnych naprzód i wstecz, ale wyniki z [3] wskazują, że wersja łącząca dwa algorytmy w całość jest znacząco szybsza niż wersja tylko naprzód.

4. Zastosowanie algorytmu aukcyjnego dla omawianego problemu

Naszym celem jest adaptacja połączonych algorytmu aukcyjnego naprzód i wstecz do naszego zagadnienia, jako problemu quasi-przydziału. Rozważamy tzw. wersję *Gaussa-Seidla*, w której w każdej iteracji nieprzypisane trasy *licytują* sekwencyjnie wobec innej trasy lub węzła. Wersja ta wydajna jest tylko wtedy, gdy zastosowana jest implementacja sekwencyjna.

4.1. Problem quasi-przydziału. Przyjęte oznaczenia

Zanim wyjaśnimy znaczenie terminologii dla naszego problemu, spróbujmy zdefiniować problem quasi-przydziału (QAP – z ang. *quasi-assignment problem*).

Możemy zdefiniować QAP jako problem przypisania n osób do n przedmiotów, z tym że osoby mogą być także przypisane do specjalnych węzłów s_i i t_i , których znaczenie dla naszego systemu omówione zostanie w dalszej części pracy. Quasi-przydział jest wykonalny, jeśli każda osoba jest przypisana do przedmiotu lub węzła s_i lub t_i , podczas gdy każdy przedmiot jest przypisany do osoby lub węzła k_i .

Określimy znaczenie poszczególnych elementów dla naszego zagadnienia. Przez osoby będziemy rozumieć ogół dostępnych transportów aktualnie w systemie. W trakcie realizacji algorytmu część z nich znajduje się w drodze pomiędzy węzłami $a_p a_k$, część w węzłach a_k . Nie bierzemy tu pod uwagę jeszcze nie uruchomionych transportów dodatkowych.

Przez przedmioty rozumieć będziemy trasy $a_k c_j$, które muszą zostać wykonane w fazie trzeciej (wynikające z konieczności dostarczenia paczek), oraz wszystkie trasy „wygenerowane” dodatkowo w celu normalizacji systemu.

Skierowanie transportu do węzła s_i będzie oznaczało pozostawienie ciężarówki w węźle, w którym jest ona aktualnie, a do węzła t_i - pozostawienie ciężarówki w węźle, do którego dojedzie, jak zaplanowano w fazie 2. Każdy z węzłów t_i , s_i można by było zastąpić przez szereg tras zastępczych o zerowej długości, ponieważ jednak uruchomienie każdej trasy jest związane z kosztem kapitałowym, to nie byłoby to zgodne z zasadą nieponoszenia kosztów bezczynności transportu. Węzły s_i i t_i są dla siebie tożsame parami, tzn. każdy węzeł A jest jednocześnie węzłem s_i i t_i , a oznaczenie wynika tylko z wyróżnienia powodów przypisań oraz możliwości przypisania wielu przedmiotów do tych węzłów. Zatem możliwe są trzy typy przypisań:

- osoba-przedmiot,
- osoba-źródło (węzeł s_i),
- osoba-cel pośredni (węzeł t_i).

Suma będąca zbiorem wszystkich możliwych przypisań stanowi przestrzeń, w której będziemy szukać rozwiązań. Każda trasa (osoba) ma czas zakończenia, a każdy przedmiot (dalsza trasa) czas rozpoczęcia. Naturalnym ograniczeniem jest, że „czas” zakończenia osoby (właściwie trasy, tzn. godzina zakończenia rozładunku TR relacji $a_p a_k$) musi być mniejszy bądź równy czasowi rozpoczęcia trasy związanej z przedmiotem (czas rozpoczęcia załadunku TR na trasę $a_k c_j$), dlatego w trakcie rozwiązywania wszystkie ewentualne przypisania, które nie będą spełniały tego warunku, muszą zostać odrzucane.

W przypadku gdy ze względów czasowych nie jest możliwe przypisanie jakiegos przedmiotu do osoby, należy go przypisać do węzła t_i , co jest równoznaczne z użyciem transportu, który nie został wysłany w żadną trasę (pozostał w węźle-źródle), o ile taki istnieje, lub w przypadku gdy go brak – wykorzystanie ciężarówki z bufora. Dodać należy, że jest to element dodatkowy nie występujący bezpośrednio w algorytmie aukcyjnym.

4.2. Podstawy działania algorytmu aukcyjnego

Zadaniem algorytmu aukcyjnego jest maksymalizacja uprzednio zdefiniowanej funkcji celu f_{ij} . W naszym przypadku wartość tej funkcji jest określona jako zysk z przypisana przedmiotu do osoby po odjęciu ceny przedmiotu, czyli odwrotności kosztu przemieszczenia rozważanego środka transportu do miejsca, w którym rozpoczyna się nowe zadanie transportowe (trasa), którą może on wykonać. Jak widać, algorytm wyraźnie unika pustych przebiegów, ponieważ jeśli transport jest w węźle s_i albo t_i , to z określonych warunków będzie wynikało, że jest duża szansa, że właśnie on zostanie wykorzystany.

Oznaczywszy zysk jako z oraz cenę przedmiotu, czyli koszt wykonania kolejnej trasy, jako p , zgodnie z dualizmem sformułowania za pomocą liniowego programowania problemu quasi-przydziału otrzymamy zagadnienie minimalizacji wartości wyrażenia:

$$\sum_{i=1}^m z_i + \sum_{j=1}^m p_j$$

gdzie m jest liczbą tras do wykonania.

Ważne spostrzeżenie w stosunku do węzłów s_i i t_i : może się w nich znajdować po kilka transportów, jednak nie ma konieczności wykorzystywania wcześniej wspomnianego mechanizmu perturbacyjnego, ponieważ dozwolone jest przypisanie wielu osób do węzłów s_i i t_i , w związku z czym nie wystąpi sytuacja, że dwie osoby (przedmioty) będą konkurowały o trasę (przedmiot) związaną z węzłem s_i lub t_i .

Dla liniowego problemu przydziału Bertsekas [3] pokazał, że możliwe przypisanie, które spełnia warunek związany z ε -ograniczeniem, jest dla g ε -optymalny, gdzie g jest liczbą osób lub przedmiotów do przydziału. Wtedy w celu zagwarantowania optymalności końcowy warunek quasi-przydziału spełnia założenie, że $\varepsilon < 1/n$.

Połączony algorytm aukcyjny naprzód i wstecz składa się z iteracji aukcyjnych, w których dokonywany jest przydział naprzód odnośnie do tras związanych z iteracją aukcji do przodu (osoby do przedmiotów), oraz wstecz, tzn. odwrotnie (przedmioty do osób). W przypadku problemu QAP połączona wersja jest jedynym rozwiązaniem, ponieważ licytacja wymaga istnienia również połączeń pomiędzy już aktywnymi trasami a węzłem t_i (naprzód) oraz do węzła s_i (wstecz).

Warunki początkowe algorytmu to brak przypisań i arbitralnie przyjęty (w naszym przypadku uzyskany za pomocą symulatora) zbiór cen. W trakcie wykonania następuje przełączanie pomiędzy dwoma typami aukcji aż do uzyskania możliwego rozwiązania, które może być wskazane jako optymalne. Odpowiadający zbiór cen rozwiązuje problem dualny. Rozwiązania uzyskiwane w kolejnych krokach iteracji, gdy jeszcze nie wszystkie trasy są przypisane (naprzód i wstecz), są nazywane częściowymi quasi-przydziałami. Dlatego też zintegrowany algorytm aukcyjny naprzód i wstecz dla QAP generuje taką sekwencję par wektorów zysk-cena ($z-p$) i częściowe quasi-przypisania, że warunek będący ε -ograniczeniem jest spełniony w każdej iteracji. Zastosowanie ε -ograniczenia jako mechanizmu perturbacyjnego jest korzystne w celu uniknięcia cykli. Bez tego mechanizmu mogłoby się zdarzyć, że kilka tras konkuruje o małą liczbę równo pożądaných obiektów.

4.3. Algorytm aukcyjny naprzód

Rozważmy procedurę algorytmu aukcyjnego naprzód. Wartość licytowaną dotyczącą trasy i wobec innej trasy j , która jest kandydatem do przydziału naprzód, oznaczmy przez $f_{ij} = -c(a_p a_k) - p_j$. W tym wyrażeniu $c(a_p a_k)$ jest kosztem przebycia trasy z węzła a_p do a_k , przy założeniu że dopuszczamy sytuację, gdy $p=k$, tzn. wtedy transport jest wykorzystany do

wykonania kolejnej trasy bezpośrednio z węzła, w którym znajduje się na początku fazy trzeciej.

Jeśli transport miałby tylko przebyć trasę pomiędzy węzłami klasy A w celu przygotowania systemu do kolejnego cyklu, to możemy zauważyć, że: $f_{ii} = -a_{ij} + \varepsilon$, gdzie $\varepsilon > 0$ jak zdefiniowano wcześniej.

Jak już stwierdzono, w trakcie aukcji naprzód trasa jest przydzielona do kandydata (innej trasy lub t_j) z maksymalną wartością. W przypadku gdy maksymalna wartość jest dla danej trasy osiągnięta, cena trasy jest podnoszona tak bardzo, jak jest to możliwe, oczywiście przy zachowaniu warunku dotyczącego ε -ograniczenia.

Algorytm aukcyjny wstecz jest bardzo podobny. Gwarancją zakończenia się algorytmu jest spełnienie warunku końcowego przełączania pomiędzy aukcjami naprzód i wstecz – tzn. algorytm wykonywany jest tak długo, aż co najmniej jedna trasa zostanie przypisana naprzód lub wstecz. Zauważmy także regułę, że maksymalna liczba przełączeń to liczba tras w zagadnieniu do przypisania. Wtedy algorytm kończy się z wykonanym quasi-przydziałem.

4.4. Warunki początkowe

Jak zaznaczono wcześniej, warunki startowe dla algorytmu to arbitralne ceny i brak przypisań. Nawet jeśli inicjujące algorytm ceny nie spełniają warunku związanego z ε -ograniczeniem (tzn. $z_i + p_j \geq c(a_{pk}) - \varepsilon$), to będą go spełniać już po pierwszej procedurze aukcyjnej naprzód. Jeżeli istnieje co najmniej jedno możliwe quasi-przypisanie, to można dowieść, że połączony algorytm aukcyjny naprzód i wstecz kończy się po skończonej liczbie iteracji z wynikiem będącym akceptowalnym quasi-przydziałem, spełniającym ε -ograniczenie.

Na koniec jedna uwaga dotycząca doboru arbitralnych cen. W celu ustalenia tych cen potrzebna jest zwykle informacja, który konkretnie transport będzie daną trasę wykonywał, ale zawsze można przyjąć, że jest to jeden z transportów bufora pierwszego stopnia. Wtedy dla każdej trasy algorytm aukcyjny weźmie pod uwagę zwiększone koszty kapitałowe i operacyjne transportu z bufora i w trakcie licytacji znajdzie najlepsze możliwe rozwiązanie.

5. Perspektywy

W pracy przedstawione zostało dynamiczne podejście do zagadnienia planowania przewozów w specyficznej sieci dystrybucyjnej o stałych liniach komunikacyjnych i wyróżnionych węzłach sortujących. Przedstawiony system, którego zadaniem jest przesyłanie paczek pomiędzy węzłami podrzędnymi przy użyciu transportów poprzez węzły sortujące,

ma specyficzną charakterystykę funkcjonalną i nie napotkano w literaturze na opis systemu logistycznego o podobnych cechach i działaniu. Opis systemu został oparty na rzeczywistym systemie transportowym, który jest zarządzany właśnie przy wykorzystaniu dynamicznego podejścia do lokalnej sytuacji w węźle sortującym dotyczącej transportów.

Pytanie, które zostało postawione przed rozpoczęciem badań, to: jakie reguły należy wprowadzić, by przy założeniu minimalnej liczby TR w systemie zredukować liczbę pustych (martwych) przebiegów, jednocześnie nie wprowadzając zbyt dużego buforu, oraz biorąc pod uwagę ograniczenia czasowe wynikające z rozkładu jazdy oraz odległości pomiędzy węzłami?

Artykuł prezentuje propozycję optymalnego zarządzania zasobami transportowymi w uprzednio zdefiniowanym systemie logistycznym. Rozważane rozwiązanie podejmuje próbę znalezienia rozwiązania spełniającego każde z trzech ograniczeń, tzn. ograniczoną podstawową liczbę ciężarówek w systemie, rozkład jazdy, oraz koszt eksploatacji taboru.

Kolejnymi ograniczeniami, o które można rozbudować system są np.: uzależnienie liczby paczek sortowanych w węzłach a_p od liczby jednocześnie rozładowywanych transportów, wprowadzenie przerw w przejazdach związanych z przepisami regulującymi czas pracy kierowców ciężarówek lub ograniczenie górne liczby rozładowywanych równolegle transportów.

W zaproponowanym rozwiązaniu, nawet jeśli koszt wykonania zadań transportowych wydaje się czynnikiem kluczowym, to - jak już zaznaczono - w zbiorze potencjalnych rozwiązań rozpatrywane są tylko pary osoba-przedmiot spełniające warunki czasowe, a sama konstrukcja funkcji kosztu sprzyja unikaniu pustych przebiegów. Nie jest to jednak przykład klasyczny analizy wielokryterialnej - głównym kryterium pozostaje koszt, a pozostałe ograniczenia są właściwie tylko źródłem dodatkowych warunków w procesie poszukiwania rozwiązania.

Ponadto dzięki przeprowadzonym eksperymentom stwierdzono, że dynamiczne podejście jest akceptowalną propozycją przy modelowaniu prostych procesów decyzyjnych w realnym świecie, a algorytmy aukcyjne są prostym, intuicyjnym rozwiązaniem, nadającym się dla problemu klasy *Vehicle Routing and Scheduling Problem* dla ustalonej struktury sieci.

LITERATURA

1. Kuczora M.: Optymalizacja transportu przesyłek przy wykorzystaniu stałych linii komunikacyjnych i wyróżnionych węzłów sortujących. *Studia Informatica*, vol. 23, nr 4(51), ss. 105-124, 2002.

2. Huisman D., Freling R., Wagelmans A.: A Dynamic Approach to Vehicle Scheduling, ERIM, Rotterdam, June 2001.
3. Bertsekas D.P.: Linear Network Optimization and Codes, MIT Press, Cambridge, MA, 1991.
4. Bertsekas D.P.: Auction Algorithms for Network Flow Problems: A Tutorial Introduction, Computational Optimization of Applications 1, ss. 7-66 (1992).
5. Schwartz B.L.: A Computational Analysis of the Auctions Algorithm, European Journal of Operations Research 74, ss. 161-169 (1994).
6. Freeling R., Wagelmans A.P.M., Pinto J.M.: Models and Algorithms for Single-Depot Vehicle Scheduling, Transportation Science, vol. 35, No. 2, May 2001, ss. 165-180.
7. Powell W.B., Towns M.T., Marar A.: On the value of optimal myopic solutions for dynamic routing and scheduling problems in the presence of noncompliance, Transportation Science, vol. 34 (1), ss. 67-85, 2000.

Recenzent: Dr inż. Mariusz Boryczka

Wpłynęło do Redakcji 23 stycznia 2003 r.

Abstract

Article presents advantages of dynamic approach to Vehicle Routing Problem. Assignments of vehicles to predefined set of trips are executed according to cost optimization (capital and operational). Considered system contains sorting nodes, which are necessary nodes in the parcel distribution chain. From the point of view of operational research could be treated as Multi-Trip Vehicle Routing and Scheduling Problem (MTVRP).

Examination of model helps to understand the system and its properties and indicates that the most interesting optimization part is so called normalization of the transport system. The main parameter, which has the strongest influence on the solution, is number of parcels send out from source nodes and number parcels to be distributed to different destination nodes. The solution assumes no limits concerning communication lines capacity, calculates the number of transport means needed for system according to defined time constraints.

The normalization, which relies on such utilization of vehicles that executed transport tasks and prepares system for a new cycle, is done online and takes into account time and cost conditions. As a possible solution auction algorithm for the linear quasi-assignment problem, as well as dynamic approach for resources to task assignments are suggested.

Adresy

Marcin KUCZORA: Politechnika Śląska, Instytut Informatyki, ul. Akademicka 16, 44-101 Gliwice, Polska, mkuczora@polsl.gliwice.pl .

Jan MAŁKIEWICZ: Politechnika Śląska, Instytut Informatyki, ul. Akademicka 16, 44-101 Gliwice, Polska, johnny@polsl.gliwice.pl .

SELECTED PATTERNS OF INDUSTRIAL ARCHITECTURE

Summary. Selected patterns of application of the ASP (Aspet) platform are presented in the paper. The ASP (Aspet) platform is a software platform for the development of "Industrial" ASP (Aspet) applications. In the paper, there is a short description of this platform. The ASP (Aspet) platform is a software platform for the development of "Industrial" ASP (Aspet) applications. In the paper, there is a short description of this platform. The ASP (Aspet) platform is a software platform for the development of "Industrial" ASP (Aspet) applications. In the paper, there is a short description of this platform.

Keywords: ASP (Aspet) platform, industrial architecture

WYBRANE WZORCE PLATFORMY "INDUSTRIAL"

Struktura i implementacja platformy ASP (Aspet) jest przedmiotem niniejszego artykułu. W artykule przedstawiono krótki opis platformy ASP (Aspet) i jej zastosowanie w systemach "Industrial" ASP (Aspet). Platforma ASP (Aspet) jest platformą do tworzenia aplikacji "Industrial" ASP (Aspet). W artykule przedstawiono krótki opis platformy ASP (Aspet) i jej zastosowanie w systemach "Industrial" ASP (Aspet). Platforma ASP (Aspet) jest platformą do tworzenia aplikacji "Industrial" ASP (Aspet). W artykule przedstawiono krótki opis platformy ASP (Aspet) i jej zastosowanie w systemach "Industrial" ASP (Aspet).

Słowa kluczowe: platforma ASP (Aspet), architektura przemysłowa

1. Introduction to Industrial

The ASP (Aspet) platform is a software platform for the development of "Industrial" ASP (Aspet) applications. In the paper, there is a short description of this platform. The ASP (Aspet) platform is a software platform for the development of "Industrial" ASP (Aspet) applications. In the paper, there is a short description of this platform.