

Redaktorzy:

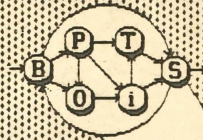
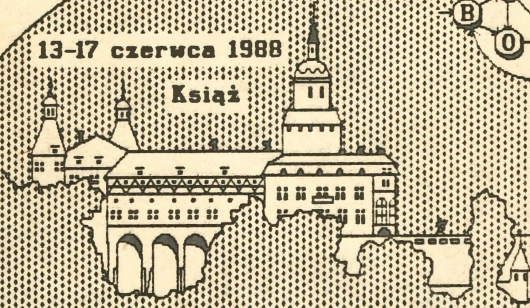
A. Straszak

Z. Nahorski

J. Sikorski

13-17 czerwca 1988

Książ



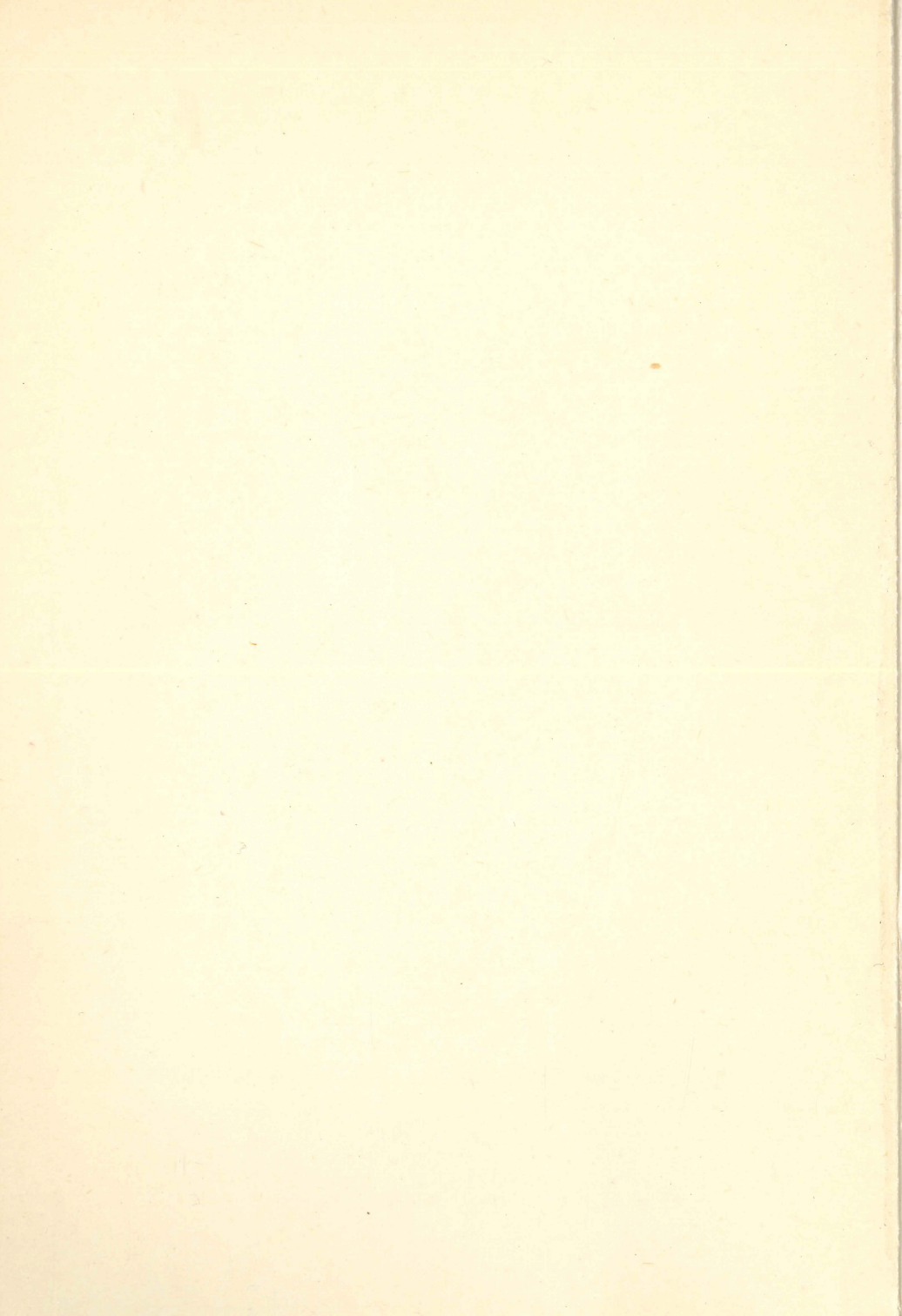
1. Krajowa Konferencja Badań Operacyjnych i Systemowych

Tom 1

BOS'88

POLSKIE TOWARZYSTWO BADAŃ
OPERACYJNYCH I SYSTEMOWYCH

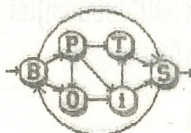
INSTYTUT BADAŃ SYSTEMOWYCH
POLSKIEJ AKADEMII NAUK



POLSKIE TOWARZYSTWO BADAŃ OPERACYJNYCH I SYSTEMOWYCH

Tom 1

**OPTYMALIZACJA
METODY I ZASTOSOWANIA**



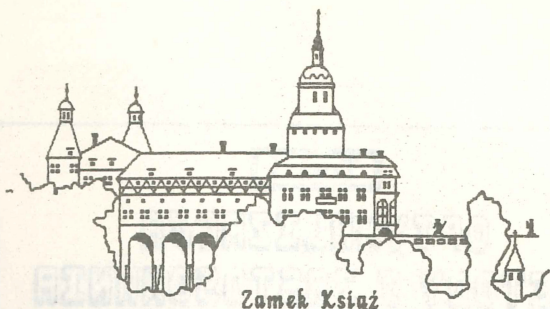
**I KRAJOWA KONFERENCJA
BADAŃ
OPERACYJNYCH
i
SYSTEMOWYCH**

Książ. 13 - 17 czerwca 1988

BOS'88

INSTYTUT BADAŃ SYSTEMOWYCH POLSKIEJ AKADEMII NAUK

**1989
WARSZAWA**



I Krajowa Konferencja Badań Operacyjnych i Systemowych

Organizator konferencji

Polskie Towarzystwo Badań Operacyjnych i Systemowych
przy współpracy
Instytutu Badań Systemowych PAN

Komitet naukowy konferencji

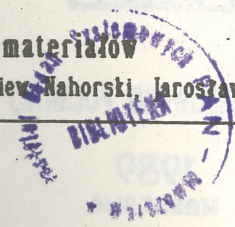
Jerzy Hołubiec, Andrzej Kałuszko, Jerzy Kisielnicki, Henryk Kowalowski,
Roman Kulikowski, Franciszek Marecki, Zbigniew Nahorski,
Stanisław Piasecki, Jarosław Sikorski, Jan Stachowicz, Jan Stasiński,
Andrzej Straszak, Maciej Sysło, Władysław Świtalski

Redaktorzy naukowcy materiałów

Andrzej Straszak, Zbigniew Nahorski, Jarosław Sikorski

9.1

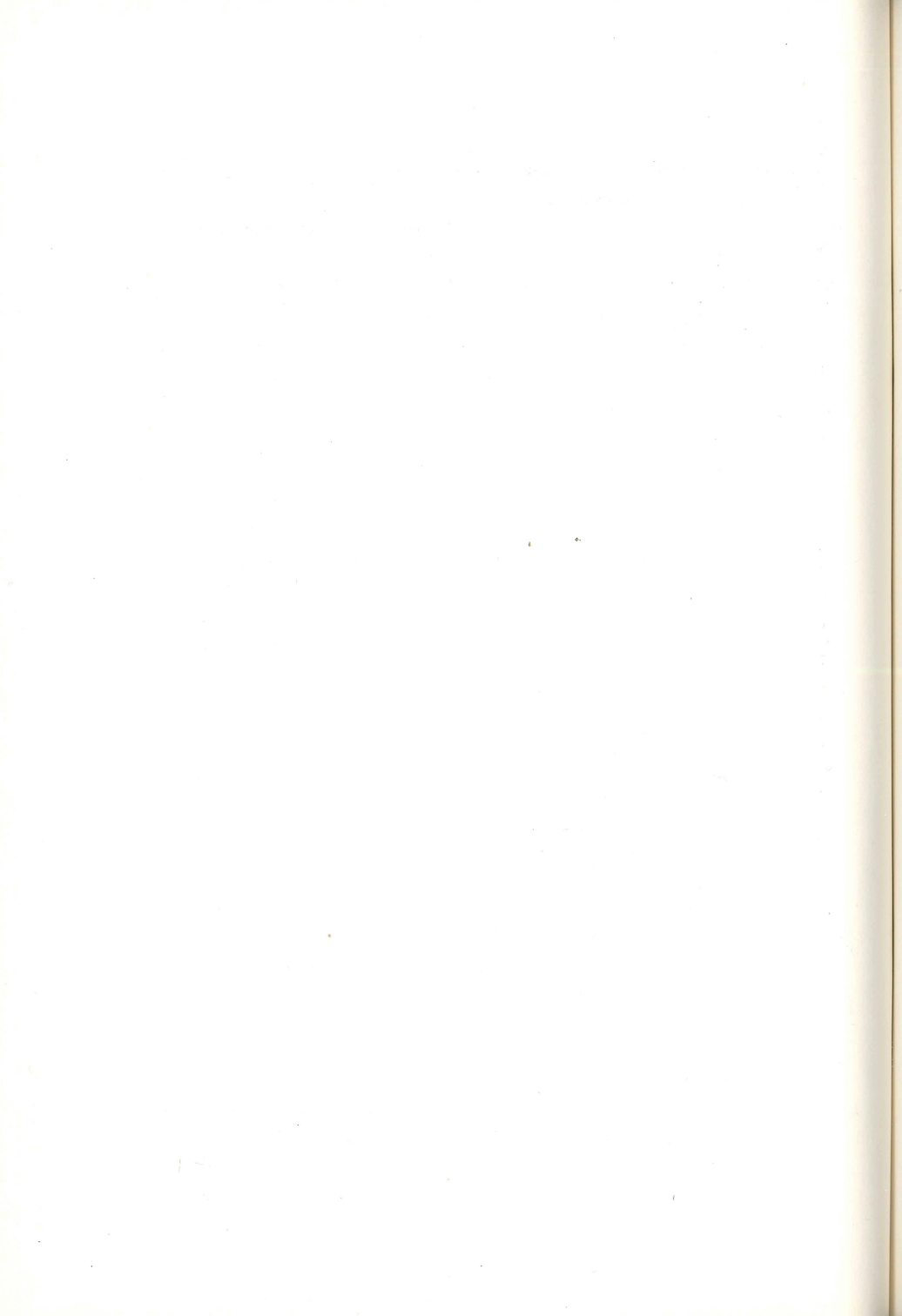
N.173



ZPZC

Bibli. podrecznica

41278/I



3. Optymalizacja w transporcie

3.6

I Krajowa Konferencja
Badani Operacyjnych i Systemach
Maj, 13 - 17 czerwca 1982r.

METODA I SYSTEM KOMPUTEROWY HARMONOGRAMOWANIA DOSTAW

ARTYKUŁÓW MLECZARSKICH

Michał Kulej, Witold Rekuć

Instytut Organizacji i Zarządzania

Politechniki Wrocławskiej

ul. Smoluchowskiego 25

50-372 Wrocław

Sformułowano problem harmonogramowania dostaw artykułów mleczarskich, będący zagadnieniem n -komiwojażerów z "oknami czasowymi". Przedstawiono heurystyczny, iteracyjny algorytm rozwiązania problemu, oparty na zmodyfikowanej /dla przypadku dodatkowych ograniczeń czasowych/ idei metody najtańszego wstawienia /cheapest insertion/. Opisano wykorzystanie tego algorytmu w komputerowym systemie wspomagającym harmonogramowanie dostaw.

1. Sformułowanie zagadnienia

Jednym z podstawowych zadań realizowanych przez bazę Wojewódzkiego Zakładu Transportu Mleczarskiego /WZTM/ przy Okręgowej Spółdzielni Mleczarskiej /OSM/ jest zapewnienie dostaw artykułów mleczarskich wszystkim odbiorcom z terenu działalności spółdzielni. Odbiorcami są sklepy, szkoły, przedszkola, zakłady pracy itp. Artykuły mleczarskie są dostarczane codziennie za pomocą kilku samochodów specjalnie przystosowanych do tego celu. Pojemność samochodów jest wystarczająca do zrealizowania zadań przewo-

zowych. Jeśli zmieniłaby się /zwiększyła/ wielkość dostaw, to można wykorzystać przyczepy samochodowe. Ze względu na rodzaj przewożonego towaru prędkość samochodu nie może przekraczać pewnego limitu np. 40 km/godz.

Każdy z samochodów przebywa w danym dniu określoną trasę, wzdłuż której obsługuje wyznaczone punkty odbioru artykułów mleczarskich. Po wykonaniu swoich zadań samochód powraca do bazy. Czas objazdu każdej trasy łącznie z czasem postoju na rozładunek /lub załadunek w OSM/ i inne operacje przewozowe nie może przekraczać pewnego, ustalonego z góry, limitu.

Dostawę do konkretnego odbiorcy należy w danym dniu realizować tylko w ściśle określonym przedziale czasu zwanym dalej "okresem czasowym", tzn. dostawa nie może odbywać się wcześniej ani też później niż ustalone wcześniej momenty czasowe. Istnienie "okien czasowych" u odbiorców jest związane z godzinami otwarcia sklepów, pożądanymi porami dnia dostaw dla szkół, przedszkoli, zakładów pracy itp. oraz z pewnymi preferencjami odnośnie kolejności obsługi odbiorców.

Każdy punkt odbioru charakteryzuje się ponadto średnim czasem obsługi, na który wpływają: średnia wielkość dostawy, czas rozładunku artykułów, czas załadunku opakowań itp.

Na wyniki ekonomiczne bazy WZTM wpływa m.in. koszt paliwa zużytego w trakcie realizacji dziennych harmonogramów dostaw. Celowe jest zatem dążenie do zmniejszania kosztów przez ustalenie najkrótszych tras dostaw pozwalających w pełni zrealizować wymagania odbiorców w każdym dniu tygodnia. Dla ustalonego dnia tygodnia problem minimalizacji długości tych tras polega na wyznaczeniu czasowych harmonogramów dla M zamkniętych tras rozpoczynających się i kończących w bazie /skalizowanej przy OSM/ tak,

aby sumaryczna ich długość była minimalna. Każdy punkt odbioru powinien wystąpić tylko w jednej trasie oraz otrzymać dostawę artykułów w pożądanym przedziale czasu /"oknie czasowym"/. Przez długość danej trasy rozumie się liczbę przejechanych kilometrów lub sumę czasu przejazdu trasy i średnich czasów obsługi wszystkich punktów odbioru /łącznie z bazą/ leżących na tej trasie. Przy założeniu stałej prędkości jazdy samochodu obie te miary są równoważne.

Problem ten jest analogiczny do zagadnienia nazywanego w literaturze badań operacyjnych problemem M-komwojazerów z "oknami czasowymi" [1], [2], [3], [9]. Problem ten zalicza się do NP-trudnych [6], [7], tzn. takich, dla których nie istnieją efektywne /wielomianowe/ algorytmy wyznaczania rozwiązań dokładnych.

W związku z tym opracowano heurystyczny efektywny algorytm rozwiązania tego problemu, w którym liczba M nie jest ustalona z góry lecz wyznaczona w algorytmie.

Algorytm ten jest podstawową częścią komputerowego systemu [3] wspomagającego układanie i harmonogramowanie tras dla danego dnia tygodnia, dla wszystkich dni tygodnia lub tylko dla wybranych przez użytkownika zbioru odbiorców w danym dniu.

2. Problem harmonogramowania tras dla ustalonego dnia

Oznaczenia:

- P_0 - zakład OSM /mleczarnia/,
- P_1, P_2, \dots, P_n - punkty odbioru artykułów mleczarskich w danym dniu /nazywane dalej węzłami/,
- $d(i, j), t(i, j)$ - odpowiednio długość /w km/ i czas przejazdu /w min./ najkrótszej drogi od węzła i-tego / P_i / do węzła j-tego / P_j / na aktualnej sieci

drogowej $i=0,1,\dots,n; j=0,1,\dots,n$. Zakłada się, że $d(i,j) = d(j,i)$ oraz $t(i,j) = t(j,i)$,
[a(i), b(i)] - "okna czasowe" dla węzła i-tego, tj. odpowiednio najwcześniejszy i najpóźniejszy dopuszczalny termin dostawy do P_i ($i = 1,2,\dots,n$),
 $w(i)$ - czas wyładunku artykułów w P_i ($i = 0,1,\dots,n$),
 $w(0)$ - czas załadunku w P_0 .

Problem może być sformułowany następująco.

Wyznaczyć M tras dla samochodów przechodzących przez wszystkie węzły P_1, P_2, \dots, P_n o poniższych właściwościach.

1° Każda trasa jest skierowanym cyklem /konturem w sensie teorii grafów/ przechodzącym przez P_0 i pewien podzbiór węzłów P_1, P_2, \dots, P_n .

2° Każdy węzeł P_i ($i=1,\dots,n$) należy tylko do jednej z M tras.

3° Moment czasowy, w którym samochód realizujący trasę przejazdu do węzła P_k tej trasy musi należeć do przedziału [a(k), b(k)].

4° Łączny czas objazdu trasy /od momentu przyjazdu do P_0 i rozpoczęcia załadunku do momentu powrotu do P_0 po zakończeniu pracy/ nie może przekroczyć pewnego ustalonego limitu c.

5° Łączna długość lub równoważnie łączny czas objazdu tych M tras jest minimalny.

Trasę spełniającą warunki 1°, 3° i 4° nazywamy trasą dopuszczalną. Sformułujmy ją teraz bardziej formalnie i podajmy jej właściwości.

Niech $AT = (0=i_0, i_1, \dots, i_s, i_{s+1} = 0; t_0, t_1, \dots, t_{s+1})$ będzie trasą dopuszczalną, w której

i_1 - numer 1-tego w kolejności węzła trasy, tj. punktu P_{i_1}

$$(l = 0, 1, \dots, s+1),$$

t_1 - moment przyjazdu samochodu do l -tego węzła, tj.

$$\text{/punktu } P_{i_1} \text{ (} l = 0, 1, \dots, s+1 \text{)}.$$

Dla trasy dopuszczalnej muszą być spełnione następujące warunki:

$$\text{/m/ } a(i_1) \leq t_1 \leq b(i_1) \quad \text{dla każdego } l = 1, 2, \dots, s,$$

$$\text{/m/ } t_{s+1} - t_0 \leq c.$$

Jeśli pojawi się "okno czasowe" dla P_0 warunek /m/ musi być spełniony również dla $l = 0$ i $l = s+1$.

Liczby t_1 spełniają następujący rekurencyjny warunek:

$$\text{/i/ } t_1 = t_{l-1} + w(i_{l-1}) + t(i_{l-1}, i_1) \quad (l = 1, \dots, s+1),$$

gdzie t_0 jest ustalone.

Z warunku tego można otrzymać bezpośredni wzór nierekurencyjny:

$$\text{/ii/ } t_1 = t_0 + \sum_{k=0}^{l-1} w(i_k) + t(i_k, i_{k+1}) \quad (l = 1, \dots, s+1).$$

3. Heurystyczny algorytm wyznaczania harmonogramów tras dla ustalonego dnia

Algorytm jest iteracyjnym algorytmem wykorzystującym parametryczną wersję metod najtańszego wstawienia [8], [2] /insertion heuristics/. Startuje od początkowej trasy dopuszczalnej zawierającej /oprócz P_0 /, tylko jeden węzeł. Następnie w każdym kroku rozszerza aktualną trasę dopuszczalną, wstawiając w odpowiednie miejsce nowy węzeł tak, aby w ten sposób rozszerzona trasa była trasą dopuszczalną oraz miała pewne pożądane właściwości. Jeśli aktualnej trasy dopuszczalnej nie można rozszerzyć, to inicjuje się nową trasę początkową i powtarza procedurę aż do momentu umieszczenia na trasach wszystkich węzłów.

Podstawowymi elementami algorytmu są:

a/ wybór "najlepszego" miejsca wstawienia konkretnego węzła do aktualnej trasy dopuszczalnej,

b/ wybór "najlepszego" węzła, który zostanie wstawiony do aktualnej trasy.

Elementy te realizują dwa kryteria nazywane C1 oraz C2 następująco. Najpierw dla każdego nie zaplanowanego /tj. nie występującego w żadnej dotąd skonstruowanej trasie/ węzła u wyznacza się "najlepsze" miejsce wstawienia, tzn. dwa sąsiednie węzły i(u) oraz j(u) aktualnej trasy AT następująco:

$$C1(i(u), u, j(u)) = \min \{ C1(i_p, u, i_{p+1}) : p = 0, 1, \dots, s \}.$$

Następnie wybiera się "najlepszego" kandydata u^* do wstawienia - wykorzystując kryterium C2 - spełniającego warunek:

$$C2(i(u^*), u^*, j(u^*)) = \min \{ C2(i(u), u, j(u)) \}.$$

Minimum bierze się po wszystkich nie zaplanowanych węzłach u, które wstawione do AT pomiędzy sąsiednie węzły i(u) oraz j(u) dają nową trasę dopuszczalną /spełnione są warunki /m/ i /mm//. Aktualną trasę dopuszczalną AT ostatecznie rozszerza się o węzeł u^* /o ile istnieje/, który wstawia się pomiędzy sąsiednie węzły i(u^*) oraz j(u^*) . Kryterium C1(i,u,j) definiuje się następująco:

$$C1(i,u,j) = \alpha_1 \cdot C11(i,u,j) + \alpha_2 \cdot C12(i,u,j),$$

gdzie: $\alpha_1, \alpha_2 \geq 0, \alpha_1 + \alpha_2 = 1,$

$$C11(i,u,j) = d(i,u) + d(u,j) - \theta d(i,j), \quad \theta \geq 0$$

$$C12(i,u,j) = t(i,u) + t(u,j) - t(i,j) + w(u).$$

Przez odpowiednie wybór parametrów w tym kryterium można osiągnąć lokalną optymalizację konstruowanych tras.

Wybór "najlepszego" do wstawienia węzła u^* do AT jest realizowany poprzez kryterium C2, w którym uwzględnia się również pewne pożądane nielokalne właściwości konstruowanych tras. Wyróżnia się dwie postaci tego kryterium P1 i P2:

$$P1 : C2(i,u,j) = \overline{C2}(i,u,j) - \lambda \cdot t(0,u), \quad \text{gdzie } \lambda \geq 0,$$

$\overline{C2}(i,u,j)$ - czas objazdu trasy AT po wstawieniu do niej węzła u

pomiędzy węzły sąsiednie i oraz j .

$$P2 : C2(i,u,j) = C1(i,u,j) - \lambda \cdot d(0,u), \text{ gdzie } \lambda \geq 0.$$

Postaci P1 oraz P2 dają różne rozwiązania w zależności od struktury sieci drogowej i "okien czasowych" dla węzłów. W związku z tym opracowano trzy wersje algorytmu.

Wersja A: wybór miejsca wstawienia węzła w postaci C1 a kryterium C2 w postaci P1.

Wersja B: wybór miejsca wstawienia węzła w postaci C1 a kryterium C2 w postaci P2.

W tych wersjach przy wyznaczaniu $\min \{ C1(i_p, u, i_{p+1}) : p=0, 1, \dots, s \}$ nie sprawdza się, czy wstawienie węzła u pomiędzy węzły i_p oraz i_{p+1} daje trasę dopuszczalną. Badanie dopuszczalności realizuje się w trzeciej wersji.

Wersję C: tak jak wersja B, z tym, że przy wyznaczaniu

$$\min \{ C1(i_p, u, i_{p+1}) ; p = 0, 1, \dots, s \},$$

rozważane są tylko te węzły sąsiednie i_p, i_{p+1} , dla których wstawione u jest dopuszczalne, tzn. daje trasę dopuszczalną /spełnione są warunki / m / i / m //.

Badania dopuszczalności wstawienia węzła u pomiędzy węzły i_p oraz i_{p+1} poprawia jakość rozwiązania, natomiast pogarsza złożoność obliczeniową algorytmu. Opracowano efektywny sposób badania tej dopuszczalności [3][5]. Polega on na rekurencyjnym wyznaczaniu dopuszczalnych przedziałów przyjazdu samochodu do kolejnych węzłów trasy. Gdy wstawia się węzeł u pomiędzy i_p oraz i_{p+1} , to należy wyznaczyć nowe przedziały dla u i następnie kolejno dla i_{p+1}, i_{p+1}, \dots . Jeśli dla któregośkolwiek z tych węzłów otrzyma się przedział pusty, to wstawienie jest niedopuszczalne.

Wszystkie wymienione powyżej wersje algorytmu wymagają zainicjowania początkowej trasy dopuszczalnej i każdej nowej.

Wybrano trzy praktycznie zadowalające [3] metody iniojacji trasy dopuszczalnej nazywane dalej wariant 1, wariant 2 i wariant 3. W każdej z nich konstruuje się trasę złożoną z węzła P_0 i tylko jednego węzła P_k postaci: $(0, k, 0; t_0, t_1, t_2)$, gdzie P_k jest nie zaplanowanym węzłem najdalej położonym od P_0 w wariancie 1, najbliższym P_0 w wariancie 2 i o najmniejszej wartości $b[k]$ w wariancie 3. Wybór wariantu musi być dokonywany na drodze eksperymentu. W zależności od struktury sieci drogowej, lokalizacji odbiorców ich "okien czasowych" itp., dany wariant może dawać lepsze wyniki niż inny. Przeprowadzone eksperymenty wykazały, że dla problemów, w których występują odbiorcy o "wąskich oknach czasowych" najlepsze wyniki daje wariant 3.

Wyznaczona przez algorytm liczba M tras zależy od struktury "okien czasowych" węzłów, wyboru wariantu jak również od parametru c . Zmieniając parametr c , można otrzymać większą lub mniejszą liczbę wyznaczonych tras, bardziej równomierne obciążenie tras, czy nawet poprawić otrzymane rozwiązanie. Na bazie tego algorytmu opracowano komputerowy system wspomagający harmonogramowanie tras. Ustalając parametry oraz wariant dla każdej z wersji można otrzymać w stosunkowo krótkim czasie /rzędu 1 min dla PC/AT przy 90 węzłach/ harmonogramy tras dla danego dnia lub tylko dla wybranych węzłów w danych dniach. Możliwa jest przy tym modyfikacja danych, np. zmiany w sieci drogowej, usuwanie lub dołączanie dróg i węzłów, zmiana "okien czasowych" dowolnych węzłów. Można ponadto otrzymać rozwiązanie dla każdego dnia tygodnia przy tych samych parametrach.

System ten został opracowany na IBM PC/AT i przetestowany na konkretnych danych OSM Milicz. Uzyskano dzięki niemu dziesięcioprocentową poprawę długości wyznaczonych harmonogramów. Ponad-

to system umożliwia bieżącą analizę problemu i rozwiązania od-
nośnie dołączania lub usuwania pewnych odbiorców, wpływu liczby
samochodów i limitu czasu pracy kierowców na rozwiązanie.

Literatura

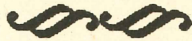
- [1]. Christofides N., /1976/ "The Vehicle Routing Problem" "Revue Francaise d'Automatique, Informatique et Recherche Operationnelle", vol. 10, no. 2, ss. 35-70.
- [2]. Golden B.L., Stewart W.R., /1986/, "The Empirical Analysis of heuristics". w: "The Traveling Salesman Problem", John Wiley and Sons, Chichester-New York-Bisbane-Toronto-Singapore.
- [3]. Kamburowski J., Kulej M., Rekuć W., Opracowanie komputerowego systemu organizacji dystrybucji artykułów mleczarskich dla OSM Milicz, /1988/ Raporty Inst.Org.i Zarządz. PWr., ser.SPR nr 3.
- [4]. Kolen A.W.J., Rinnocy Kan A.H.G., Trienekens H.W.J.M., /1987/, "Vehicle Routing with Time Windows", Operations Research, vol. 35, No. 2, ss. 266-273.
- [5]. Kulej M., Rekuć W., Metoda i system komputerowy harmonogramowania dostaw artykułów mleczarskich, Raporty Inst.Org.i Zarządz.PWr, seria PRE nr 63.
- [6]. Lenstra J.K., Rinnocy Kan A.H.G. /1981/, "Complexity of Vehicle Routing and Scheduling Problems", Networks 11, ss.221-227.
- [7]. Solomon M.M., /1986/, "On the Worst-Case Performance of Some Heuristics for the Vehicle Routing and Scheduling Problem with Time Window Constraints", Networks, vol.16, ss.161-174.
- [8]. Solomon M.M., /1987/, "Algorithms for the Vehicle Routing and Scheduling Problem with Time Window Constraints", Operations Research, vol. 35, No. 2, ss. 254-265.

- [9]. Szymanowski W., /1984/, "Zastosowanie optymalizacji kombinatorycznej do modelowania procesów dystrybucyjnych w aglomeracjach miejskich" w. "Optymalizacja dyskretna. Zastosowanie ekonomiczne", PWE, Warszawa.

- (1) ...
- (2) ...
- (3) ...
- (4) ...
- (5) ...
- (6) ...
- (7) ...
- (8) ...
- (9) ...
- (10) ...
- (11) ...
- (12) ...
- (13) ...
- (14) ...
- (15) ...
- (16) ...
- (17) ...
- (18) ...
- (19) ...
- (20) ...
- (21) ...
- (22) ...
- (23) ...
- (24) ...
- (25) ...
- (26) ...
- (27) ...
- (28) ...
- (29) ...
- (30) ...
- (31) ...
- (32) ...
- (33) ...
- (34) ...
- (35) ...
- (36) ...
- (37) ...
- (38) ...
- (39) ...
- (40) ...
- (41) ...
- (42) ...
- (43) ...
- (44) ...
- (45) ...
- (46) ...
- (47) ...
- (48) ...
- (49) ...
- (50) ...
- (51) ...
- (52) ...
- (53) ...
- (54) ...
- (55) ...
- (56) ...
- (57) ...
- (58) ...
- (59) ...
- (60) ...
- (61) ...
- (62) ...
- (63) ...
- (64) ...
- (65) ...
- (66) ...
- (67) ...
- (68) ...
- (69) ...
- (70) ...
- (71) ...
- (72) ...
- (73) ...
- (74) ...
- (75) ...
- (76) ...
- (77) ...
- (78) ...
- (79) ...
- (80) ...
- (81) ...
- (82) ...
- (83) ...
- (84) ...
- (85) ...
- (86) ...
- (87) ...
- (88) ...
- (89) ...
- (90) ...
- (91) ...
- (92) ...
- (93) ...
- (94) ...
- (95) ...
- (96) ...
- (97) ...
- (98) ...
- (99) ...
- (100) ...

Zarząd

Polskiego Towarzystwa Badań Operacyjnych i Systemowych



Prezes

prof.dr hab.inż. Andrzej Straszak
Instytut Badań Systemowych PAN

Wiceprezes

prof.dr hab.inż. Jan Stasiński
Wojskowa Akademia Techniczna

Wiceprezes

prof.dr hab.inż. Stanisław Piasecki
Instytut Badań Systemowych PAN

Sekretarz generalny

dr inż. Zbigniew Nahorski
Instytut Badań Systemowych PAN

Sekretarz

dr inż. Jarosław Sikorski
Instytut Badań Systemowych PAN

Skarbnik

dr inż. Andrzej Kafuszko
Instytut Badań Systemowych PAN

Członkowie

prof.dr hab. Jerzy Kisielnicki
Wydział Zarządzania UW

doc.dr hab.inż. Bohdan Korzan
Wojskowa Akademia Techniczna

doc.dr hab.inż. Jan Słachowicz
Zakład Nauk Zarządzania PAN

doc.dr hab.inż. Maciej Sysło
Instytut Informatyki UW.

Komisja rewizyjna

PRZEWODNICZĄCY

dr Władysław Świtalski
Katedra Cybernetyki i Badań Operacyjnych UW

CZŁONKOWIE

dr inż. Janusz Kacprzyk
Instytut Badań Systemowych PAN

dr inż. Marek Malarski
Instytut Transportu PW

doc.dr hab. Henryk Sroka
Akademia Ekonomiczna w Katowicach

dr inż. Leon Słomiński
Instytut Badań Systemowych PAN

TBS

41278 $\frac{1}{1}$

ZP2C -

~~Bib. podręczna~~

PION III