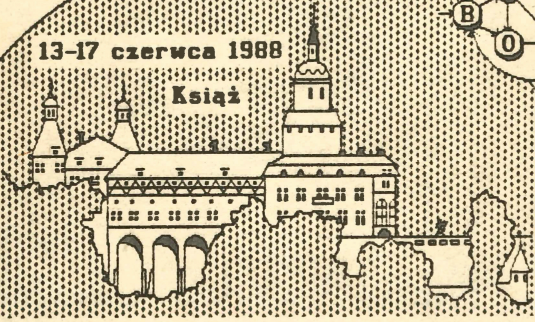
Redaktorzy:
A.Straszak
Z.Nahorski
J.Sikorski

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

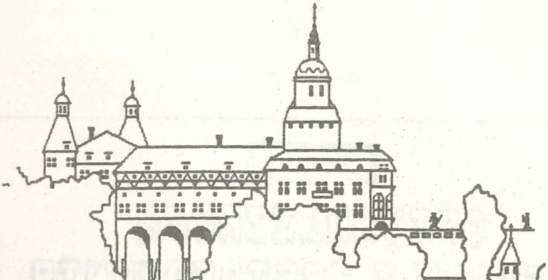
BADAŃ OPERACYJNYCH i SYSTEMOWYCH

Książ, 13 - 17 czerwca 1988

BOS'88

INSTYTUT BADAŃ SYSTEMOWYCH POLSKIEJ AKADEMII NAUK

1989
WARSZAWA



Zamek Książ

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 Stasierski, Andrzej Straszak, Maciej Sysło, Władysław Świtalski

Redaktorzy naukowi materiałów

Andrzej Straszak, Zbigniew Nahorski, Jarosław Sikorski

9.1
N,1,2,3
BIBLIOTEKA
ZP2C
Bibl. podręczna
41278/I

4. Harmonogramowanie

4.2

I Krajowa Konferencja
Badań Operacyjnych i Systemowych
Książ, 13 - 17 czerwca 1988r.

ALGORYTMY PRZYBLIŻONE DLA M-MASZYNOWEGO PROBLEMU PRZEPŁYWOWEGO Z OGRANICZENIAMI SKŁADOWANIA

Czesław Smutnicki
Instytut Cybernetyki Technicznej
Politechnika Wrocławska
ul. Janiszewskiego 11-17
50-372 Wrocław

W pracy przedstawiono ocenę porównawczą 11 algorytmów aproksymacyjnych dla m-maszynowego permutacyjnego problemu przepływowego zawierającego dodatkowe ograniczenia wynikające z występowania buforów pośredniczących w przekazywaniu detali pomiędzy maszynami. Algorytmy te zostały oparte na algorytmach aproksymacyjnych dla klasycznego m-maszynowego permutacyjnego problemu przepływowego.

1. Wprowadzenie

W ostatnich latach przedstawiono szereg interesujących algorytmów aproksymacyjnych dla m-maszynowego permutacyjnego problemu przepływowego $(F||C_{max})$. Z powodu braku analizy najgorszego przypadku dla tych algorytmów ich jakość porównywano głównie na drodze eksperymentalnej m.in. w pracach Campbella (1970), Dannebringa (1977), Nawaza i in. (1983), Sietiaputry (1980), Turnera i Bootha (1987). W wyniku prowadzonych badań wyłoniono grupę algorytmów o szczególnie korzystnych cechach obliczeniowych. W grupie tej znalazły się następujące algorytmy: stosunkowo szybki algorytm podany przez Campbella i in. (1970), algorytmy RA (bardzo szybki) oraz RACS i RAES (mniej szybkie ale za to dające dobrą jakość rozwiązań) podane przez Dannenbringa (1977) oraz algorytm podany przez Nawaza i in. (1983) posiadający podobne cechy do algorytmu RAES. Ostatnio w pracy Nowickiego i Smutnickiego (1989) przeprowadzono analizę najgorszego przypadku m.in dla algorytmu Campbella oraz podano oszacowanie współczynników najgorszego przypadku dla algorytmów Dannenbringa. W związku z powyższym powstało pytanie czy otrzymane rezultaty dają się rozszerzyć na inne problemy szeregowania, posiadające silniejsze uzasadnienie praktyczne. W niniejszej pracy przedstawiono analizę eksperymentalną dla 11 algorytmów aproksymacyjnych dla problemu przepływowego, w którym występują bufory pośredniczące w przekazywaniu detali pomiędzy maszynami. Algorytmy te zbudowano na bazie odpowiednich algorytmów aproksymacyjnych dla klasycznego zagadnienia przepływowego.

Praca była wykonana w ramach RP.I.02 "Teoria sterowania i optymalizacji układów dynamicznych i procesów dyskretnych".

Permutacyjny m-maszynowy problem przepływowy z ograniczoną liczbą miejsc składowania formułowany jest następująco: Dany jest zbiór zadań $J=\{1,2,\dots,n\}$, które należy wykonać na maszynach ze zbioru $M=\{1,2,\dots,m\}$. Każde zadanie jest wykonywane kolejno na maszynach $1,2,\dots,m$. Zadanie j na maszynie i jest wykonywane w czasie $p_{ij}\geq 0$, $i\in M$, $j\in J$. Zakłada się, że: (i) wykonywanie zadania na danej maszynie nie może być przerywane, (ii) każda maszyna wykonuje nie więcej niż jedno zadanie w dowolnej chwili czasowej, (iii) kolejność wykonywania zadań na wszystkich maszynach jest identyczna, (iv) przekazywanie zadania j z maszyny i na maszynę $i+1$ jest wykonywane za pośrednictwem bufora B_i o pojemności $b_i \geq 0$, $i=1,\ldots,m-1$ (pojemność bufora jest rozumiana jako maksymalna liczba zadań, które mogą przebywać w buforze jednocześnie) oraz (v) jeśli w chwili zakończeniu wykonywania zadania j na maszynie i brak jest miejsca w buforze B_i, to zadanie j zajmuje maszynę i do czasu zwolnienia miejsca w tym buforze, $i=1,\ldots,m-1$. Poszukiwana jest kolejność wykonywania zadań, która minimalizuje termin zakończenia wykonywania wszystkich zadań. Problem ten w dalszym ciągu będzie oznaczany jako $F|b\geq 0|C_{max}$.

Oznaczmy przez π dowolną permutację elementów zbioru J, zaś przez Π zbiór wszystkich takich permutacji. Dodatkowo, przez C_{ij} oznaczmy termin zakończenia wykonywania zadania j na maszynie i, $j=1,\ldots,n$, $i=1,\ldots,m$ zaś przez $C_{max}(\pi)$ termin zakończenia wykonywania wszystkich zadań dla kolejności wykonywania zadań określonej przez $\pi\in\Pi$. Opierając się na rezultatach otrzymanych w pracy Smutnickiego (1986) zaproponowano następujący wzór na wyznaczanie wartości C_{ij} oraz $C_{max}(\pi)$

$$C_{i\pi(j)} = \max\{C_{i-1,\pi(j)}, C_{i,\pi(j-1)}, C_{i+1,\pi(j-b_i-1)} - p_{i+1,\pi(j-b_i-1)}\} + $$

$$+ p_{i\pi(j)}, \quad i=1,\ldots,m, \; j=1,\ldots,n, \tag{1}$$

$$C_{max}(\pi) = C_{m\pi(n)}, \tag{2}$$

gdzie $C_{i\pi(j)} \equiv 0$ oraz $p_{i\pi(j)} \equiv 0$ jeśli $i\notin\{1,\ldots,m\}$ lub $j\notin\{1,\ldots,n\}$.

Sformułowane powyżej zagadnienie przy założeniu m=2 oraz $b_1=0$ posiada algorytm wielomianowy, przedstawiony w pracy Gilmora i Gomory'ego (1964). Przy założeniu m=2 oraz $b_1\geq 1$ zagadnienie staje się silnie NP-trudnym (Papadimitriou i Kenellakis (1980)), zaś przy założeniu m=2 oraz b_1 dostatecznie duże (np. $b_1=n$) jest równoważne klasycznemu zagadnieniu Johnsona (1954). W ogólnym przypadku problem jest silnie NP-trudny.

2. Algorytmy aproksymacyjne

Ogólna zasada algorytmów aproksymacyjnych polega na przeglądaniu tylko pewnego podzbioru rozwiązań Δ, $\Delta \subset \Pi$. Jako rozwiązanie przybliżone π^H jest przyjmowane rozwiązanie π, $\pi \in \Delta$, dla którego wartość funkcji celu $C_{max}(\pi)$ jest najmniejsza. Zgodnie z powyższym, przyjmując sposób wyznaczania wartości $C_{max}(\pi)$ dany w (1)-(2), otrzymano dla problemu $F|b \geq 0|C_{max}$ odpowiedniki algorytmów Campbella (CAMP), Dannenbringa (RA, RACS, RAES) oraz Nawaza (NAW). Kolejny algorytm (TLS) otrzymany w podobny sposób realizuje ogólną ideę lokalnego przeszukiwania pewnego otoczenia danego rozwiązania, przedstawioną przez Krona i Steiglitza (1974), w oparciu o transformację rozwiązania w otoczenie opisaną w pracy Nowickiego i Smutnickiego (1988). Z kolei algorytm (JACK) przegląda m permutacji π^k otrzymanych przez uszeregowanie zadań wg niemalejących wartości $r_j^k = \sum_{i=1}^{k-1} p_{ij}$, $j=1,\ldots,n$, $k=1,\ldots,m$. Dalej zaproponowano 4 nowe algorytmy bazujące na sprowadzeniu problemu do zagadnienia $F2||C_{max}$. Są to: algorytm (FLOW), który generuje permutację Johnsona dla czasów wykonywania zadań na maszynie pierwszej $a_j = \sum_{i=1}^{r} p_{ij}$ oraz drugiej $b_j = \sum_{i=r+1}^{m} p_{ij}$, $r=\lceil / 2 \rceil$ algorytm (SP), który przegląda m-1 permutacji π^k Johnsona otrzymanych dla czasów wykonywania zadań $a_j^k = \sum_{i=1}^{k} p_{ij}$ oraz $b_j^k = \sum_{i=k+1}^{m} p_{ij}$, $k=1,\ldots,m-1$; algorytm (SPM), który przegląda m-1 permutacji π^k Johnsona otrzymanych dla czasów wykonywania zadań $a_j^k = \sum_{i=k}^{m-1} p_{ij}$ oraz $b_j^k = \sum_{i=k+1}^{m} p_{ij}$, $k=1,\ldots,m-1$; algorytm (JOHN), który przegląda m-1 permutacji π^k Johnsona otrzymanych dla czasów wykonywania zadań $a_j^k = p_{kj}$ oraz $b_j^k = p_{k+1,j}$, $k=1,\ldots\ldots,m-1$.

3. Wyniki obliczeń i wnioski

Dla potrzeb eksperymentu wsystkie algorytmy zostały zaimplementowane w języku FORTRAN na minikomputerze IBM PC/XT. W eksperymentach obliczeniowych przyjmowano $b_1 = b_2 = \ldots = b_{m-1} = b$. Dla każdego n = 10,20,50 oraz m = 3,5,10 generowano 50 przykładów konkretnych problemów $F|b\geq 0|C_{max}$. Każdy przykład liczono każdym algorytmem dla każdej z wartości b=0,1,2. W przykładach wielkości p_{ij} losowano generatorem o rozkładzie równomiernym ze zbioru $\{1,2,\ldots,99\}$. Podany sposób losowania jest powszechnie przyjęty w literaturze. Dla każdego wylosowanego przykładu wyznaczano procentowy błąd względny $\varepsilon = 100*(C_{max}(\pi^H)-LB)/LB$, gdzie $LB=\max(LB1, LB2)$, LB1 i LB2 są odpowiednio wartościami dolnego ograniczenia jednomaszynowego i dwumaszynowego dla $F||C_{max}$, wyznaczonymi tak jak w pracy Smutnickiego (1986). Następnie dla ustalonego n, m oraz b, z 50 generowanych przykładów, wyznaczano średnią oraz maksymalną wartość błędu ε. Wyniki obliczeń przedstawiono w tabelach 1-3. Analiza tabel pozwala na wyciągnięcie następujących wniosków:

(a) wraz ze wzrostem n, przy ustalonym m, średnia i maksymalna wartość błędu względnego ε maleje,

(b) wraz ze wzrostem m, przy ustalonym n, średnia i maksymalna wartość błędu względnego rośnie,

(c) wraz ze wzrostem b, dla ustalonego n i m, średnia i maksymalna wartość błędu względnego ε maleje stosunkowo szybko, błąd średni dla b=2 jest 2-10 razy mniejszy niż dla b=0,

(d) zdecydowanie najlepsze wyniki w sensie średnim i maksymalnym uzyskano dla algorytmów RAES i NAW; jednocześnie charakteryzują się one najdłuższym czasem obliczeń. Niewiele gorsze wyniki otrzymano dla algorytmów CAMP, RACS. Zdecydowanie najgorsze wyniki otrzymano dla algorytmów JACK, JOHN.

Otrzymane wyniki świadczą, że algorytmy CAMP, RAES, NAW mogą być z powodzeniem stosowane do wyznaczania rozwiązań przybliżonych dla problemu $F|b\geq 0|C_{max}$ dla $b\geq 1$. Jednocześnie istnieje potrzeba

Tablica 1. Średnia wartość błędu ε.

	n	10			20			50		
alg	b m	3	5	10	3	5	10	3	5	10
FLOW	0	15.9	19.2	32.1	25.6	26.4	33.1	31.8	33.1	41.7
	1	5.1	13.7	26.4	10.9	12.9	24.8	20.6	15.1	23.7
	2	4.7	13.7	25.9	6.4	11.5	24.3	15.5	10.3	21.4
CAMP	0	15.4	15.7	18.9	25.5	24.9	27.6	31.6	33.1	38.0
	1	4.9	9.1	14.6	10.5	9.8	17.2	19.3	14.9	17.6
	2	3.9	8.4	14.5	4.7	7.8	16.1	14.1	9.1	14.2
SP	0	17.8	20.2	21.1	26.7	29.0	27.8	32.0	37.9	40.3
	1	6.0	11.1	16.0	11.5	10.5	18.2	19.7	17.3	18.5
	2	4.6	10.6	15.8	5.3	8.8	17.2	13.8	10.8	14.8
SPM	0	15.8	17.0	25.1	25.0	25.5	31.0	31.3	32.9	40.7
	1	5.1	11.8	21.0	10.9	11.5	22.0	20.3	15.1	23.0
	2	4.7	11.8	20.4	6.4	10.6	21.4	15.3	10.3	20.7
JACK	0	23.7	25.1	23.6	28.5	32.3	33.9	30.5	36.5	44.3
	1	10.5	15.5	18.6	15.9	15.5	23.3	16.1	17.4	22.8
	2	7.8	14.6	18.2	11.3	12.2	20.9	10.9	12.6	18.6
JOHN	0	18.3	26.0	26.7	26.1	31.4	38.5	31.9	39.9	48.1
	1	10.7	17.8	21.8	16.0	19.3	28.9	20.8	22.7	29.8
	2	9.9	17.5	21.7	12.8	18.6	27.1	17.7	18.6	27.2
RA	0	14.5	16.8	21.8	23.6	26.0	29.6	29.0	35.0	39.6
	1	4.3	10.7	18.1	8.1	12.1	22.1	15.9	16.1	18.9
	2	3.2	10.7	18.0	3.8	10.3	21.2	11.4	8.4	15.4
RACS	0	12.5	13.8	18.5	21.2	24.2	26.7	27.6	33.3	38.0
	1	1.8	7.6	14.9	6.5	10.2	19.0	15.3	14.6	17.2
	2	1.4	7.6	14.9	2.3	8.8	18.5	10.5	7.3	14.0
RAES	0	10.1	12.3	16.0	17.2	19.6	22.6	23.0	26.9	31.5
	1	.8	5.1	12.4	4.5	5.9	13.8	12.5	9.8	11.9
	2	.7	5.0	12.6	.8	4.7	11.8	7.9	3.8	9.6
TLS	0	17.0	19.9	16.9	21.6	26.1	28.1	23.7	30.9	38.9
	1	10.9	13.3	12.1	10.7	13.4	17.8	11.3	13.9	20.4
	2	10.8	13.0	12.5	9.9	12.5	17.2	8.3	10.3	17.5
NAW	0	9.1	12.8	17.7	11.1	15.8	23.0	9.6	17.7	28.6
	1	2.6	6.6	12.6	3.5	4.6	13.6	1.2	3.4	11.1
	2	2.4	6.3	12.6	1.9	4.2	12.8	.6	2.2	7.9

Tablica 2. Maksymalna wartość błędu ε.

	n	10			20			50		
alg	b m	3	5	10	3	5	10	3	5	10
FLOW	0	25.3	29.6	44.2	36.8	41.1	45.4	38.1	39.4	46.2
	1	16.1	20.9	42.1	18.2	21.5	37.2	27.5	19.7	33.4
	2	16.1	20.9	42.1	13.4	21.2	37.2	22.6	14.7	29.6
CAMP	0	25.3	24.8	34.6	36.4	39.1	36.3	37.0	39.4	44.1
	1	16.1	14.9	30.7	18.2	21.4	22.0	25.7	19.7	25.1
	2	10.4	14.9	30.7	13.4	18.9	20.8	18.9	13.6	20.5
SP	0	32.8	31.7	34.6	36.2	44.6	37.6	42.7	45.0	49.6
	1	16.7	21.4	26.0	21.0	19.9	22.3	30.2	24.3	24.5
	2	16.7	21.0	26.0	11.4	19.6	21.5	23.0	14.6	21.4
SPM	0	25.3	24.2	37.3	36.8	41.0	45.2	36.6	39.4	46.0
	1	16.1	20.4	31.9	18.2	21.5	28.2	27.5	19.7	32.9
	2	16.1	20.4	31.9	13.4	21.2	27.3	22.6	14.7	29.6
JACK	0	38.4	40.0	35.4	44.4	42.0	46.7	38.9	46.4	54.6
	1	22.4	30.6	26.0	27.7	25.9	33.5	23.6	23.7	30.2
	2	16.9	29.8	26.0	19.2	19.7	28.1	16.6	18.2	23.8
JOHN	0	28.4	37.2	34.4	37.0	42.4	48.0	37.3	42.7	56.5
	1	17.2	30.0	30.0	26.8	29.9	39.9	26.2	26.9	36.0
	2	17.2	30.0	30.0	24.8	29.9	38.2	23.4	24.2	32.5
RA	0	21.9	23.9	34.5	36.9	40.6	42.8	35.9	41.0	46.9
	1	10.2	18.1	30.9	15.2	30.1	30.1	23.2	19.6	30.2
	2	9.4	18.1	30.9	8.2	30.1	29.3	18.0	10.7	23.9
RACS	0	20.1	21.2	32.3	34.5	38.1	38.1	34.6	39.1	45.5
	1	5.0	14.9	28.7	14.8	28.5	25.4	22.4	17.5	27.2
	2	4.2	14.9	28.7	5.4	28.5	24.6	16.7	9.6	22.5
RAES	0	17.1	21.2	32.3	29.6	33.1	28.1	30.0	32.6	40.0
	1	3.9	10.2	28.7	12.0	17.3	17.7	21.0	14.0	22.8
	2	2.6	10.2	28.7	3.1	13.2	17.5	14.7	6.5	16.6
TLS	0	23.9	37.0	27.6	35.6	37.6	37.4	29.7	37.0	44.8
	1	18.0	25.8	23.1	18.5	26.8	25.9	16.8	19.4	28.7
	2	18.0	23.8	23.3	18.5	26.3	25.7	15.1	14.6	24.2
NAW	0	15.2	22.3	30.0	18.4	24.4	33.4	14.6	23.4	35.2
	1	9.0	17.3	21.0	10.0	11.3	18.7	3.4	5.7	15.5
	2	9.0	16.0	21.0	6.5	9.6	17.9	1.8	4.6	13.2

opracowania nowych algorytmów przybliżonych dla problemu $F|b\geq 0|C_{max}$ w przypadku gdy b=0.

Tablica 3. Średni czas obliczeń (sec) na IBM PC/XT.

	n	10			20			50		
alg	m	3	5	10	3	5	10	3	5	10
FLOW		.1	.2	.3	.1	.1	.1	.1	.3	.4
CAMP		.1	.2	.4	.2	.2	1.5	.5	1.0	3.6
SP		.1	.2	.9	.1	.6	1.3	.3	1.0	3.8
SPM		.1	.1	.7	.1	.4	1.4	.2	.9	3.5
JACK		.1	.1	.5	.4	.6	1.5	.7	1.4	4.3
JOHN		.1	.2	.9	.1	.2	1.3	.2	.8	3.2
RA		.1	.2	.1	.1	.1	.4	.3	.4	.8
RACS		.2	.3	.6	.5	.9	1.8	2.8	5.2	10.5
RAES		.5	.7	1.6	2.7	5.9	11.9	33.7	79.4	160.5
TLS		.4	1.0	3.9	1.5	3.8	14.2	7.9	21.1	82.7
NAW		.4	.8	1.4	2.4	4.7	10.2	33.9	62.7	134.4

Bibliografia

1. Campbell H.G., Dudek R.A., Smith M.L. (1970) A heuristic algorithm for the n job m machine sequencing problem. Management Science, Vol.16(10), pp.B630-637.
2. Dannenbring D.G. (1977) An evaluation of flow-shop sequencing heuristics. Management Science, Vol.23(11), pp.1174-1182.
3. Gilmore P.C., Gomory R.E. (1964) Sequencing an One-State Variable Machine: A Solvable Case of Traveling Salesman Problem. Operations Research, Vol.12, pp.655-679.
4. Johnson S.M. (1954) Optimal two- and three-stage production schedules with setup time included. Naval Research Logistic Quarterly, Vol.1, pp.61-68.
5. Krone M.J., Steiglitz K. (1974) Heuristic-Programming Solution of a Flow-Shop Problem. Operations Research, Vol.22, pp.629-638.
6. Nawaz M., Enscore Jr. E.E., Ham I. (1983) A heuristic algorithm for the m-machine, n-job flow-shop sequencing problem.

OMEGA International Journal of Management Science, Vol.11(7), pp.91-95.

7. Nowicki E., Smutnicki C. (1989) Worst-case analysis of an approximation algoritm for flow-shop scheduling. Operations Research Letters, Vol.8(3) (w druku).

8. Nowicki E., Smutnicki C. (1988) Algorytmy przybliżone rozwiązywania zagadnienia kolejnościowego postaci $1||\Sigma f_i$. Zeszyty Naukowe Politechniki Śląskiej, nr 970, ser. Automatyka z.94, ss.201-210.

9. Papadimitriou C.H., Kenellakis P.C. (1980) Flowshop Scheduling with Limited Temporary Storage. Journal of ACM, Vol.27, pp.533-549.

10. Sietiaputra W. (1980) A survey of flow-shop permutation scheduling techniques and an evaluation of heuristic solution method. Master's thesis, Pensylwania State University.

11. Smutnicki C. (1986) Metoda blokowa w zagadnieniach kolejnościowych taśmowych z ograniczeniami składowania. Zeszyty Naukowe Politechniki Śląskiej, nr 894, ss.223-233.

12. Turner S., Booth D. (1987) Comparison of heuristics for flow shop sequencing, OMEGA International Journal of Management Science, Vol.15(1), pp.75-78.

L I T E R A T U R A

(1) Crabill T. B., Gross D., Magazine M. J. (1977) A Classified Bibliography of Research on Optimal Design and Control of Queues. Operations Res. Vol. 25, No. 2 pp. 219–232.

(2) Deb R. K., Serfozo R. F. (1973) Optimal control of batch service Queues. Advances Appl. Probability 5, 340–361.

(3) [illegible] (197?) [illegible] Theory of Service Systems. [illegible] Pergamon Press, New York [illegible]

(4) [illegible] (1979) The Computation of Optimal Control of a Queue with Batch Service, Manag. Sci. 25 [illegible]

(5) [illegible] [illegible] Praca doktorska, [illegible]

(6) Коропюк В., Турбин А. (1976) Полумарковские процессы и их приложения. Киев [illegible]

(7) [illegible] (1982) [illegible] stochastycznych [illegible] [illegible]

(8) Neuts M. (1967) A general class of bulk queues with Poisson input, Ann. Math. Stat. 38, 759–770.

(9) ______ (1979) Queues solvable without Rouché's theorem. Operations Res. 27.

(10) Keilson J. (1966) The ergodic queue length distributions for queueing systems with finite capacity. J. Roy. Stat. Soc. B28.

Zarząd
Polskiego Towarzystwa Badań Operacyjnych i Systemowych

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

Wiceprezes
prof.dr hab.inż. Jan Stasierski
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 Kałuszko
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 Stachowicz
Zakład Nauk Zarządzania PAN

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

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

IBS
41278/I
ZP2C
Bibl. podręczna

PION III