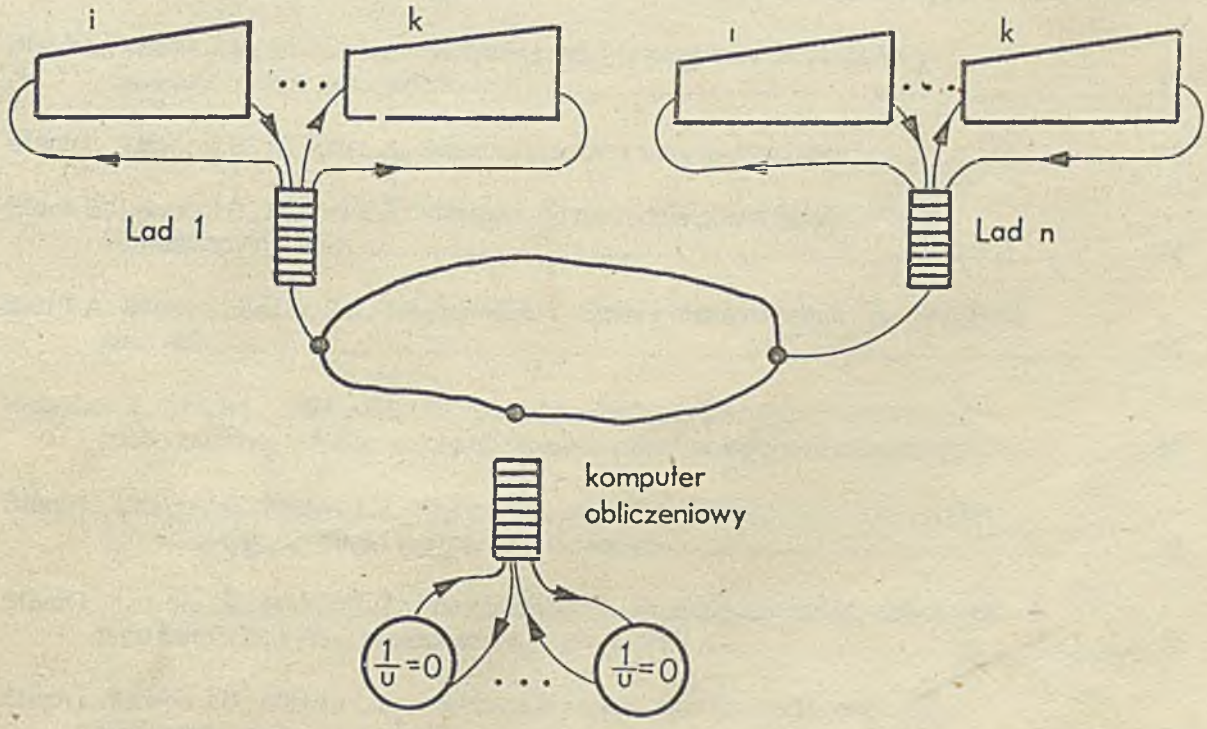
P. 3057/89

# techniki komputerowe

6 '89

IMM

## BIULETYN INFORMACYJNY




INSTYTUT MASZYN MATEMATYCZNYCH
BRANŻOWY OŚRODEK INTE

Rysunek na okładce: Sieć komputerowa szpitala

/zob. artykuł "Przepustowość w sieciach mikrokomputerowych..." s.79/

Druk IMM zam. 4/90 nakł. 1060 egz.

P.3057/89

# TECHNIKI KOMPUTEROWE

Rok XXVII Nr 6 1989

## Spis treści

Str.

Błach L., Lewoc J.B., Misiura L.Z.: Wstęp do prognozowania charakterystyk czasowych sieci komputerowych ..... 3

Błach L., Lewoc J.B., Misiura L.Z.: Klasyczne metody prognozy charakterystyk czasowych sieci komputerowych ..... 12

Błach L., Lewoc J.B., Misiura L.Z.: Badania czasowe sieci terminalowych ..... 18

Błach L., Lewoc J.B., Misiura L.Z.: Wewnętrzne narzędzie pomiarowe podsieci komunikacyjnej MSK ..... 44

Bicz T.A., Błach L., Lewoc J.B.: Modelowanie i pomiary charakterystyk czasowych dla sieci MSK ..... 53

Bieleninik E., Błach L., Lewoc J.B.: Wpływ oddzielenia transmisji gromadnych od ruchu interrogacyjnego na charakterystyki czasowe sieci komputerowych ..... 62

Błach L., Lewoc J.B., Misiura L.Z.: Krytyczne uwagi na temat badań symulacyjnych sprowadzających się do wartości oczekiwanych ..... 72

Błach L., Lewoc J.B., Misiura L.Z.: Przepustowość w sieciach mikrokomputerowych typu Cambridge Ring przeznaczonych dla szpitali ..... 79

Błach L., Lewoc J.B., Misiura L.Z.: Szacowanie charakterystyk czasowych sieci komputerowych ..... 85

DWUMIESIĘCZNIK

Wydaje:

**INSTYTUT MASZYN MATEMATYCZNYCH**

ul.Krzywickiego 34 02-078 WARSZAWA tel. 28-37-29

**BRANŻOWY OŚRODEK INFORMACJI NAUKOWEJ, TECHNICZNEJ I EKONOMICZNEJ**

Komitet Redakcyjny:

dr inż. Stanisława BONKOWICZ-SITTAUER (redaktor naczelny),

mgr Hanna DROZDOWSKA-STRZEMIŃSKA (sekretarz redakcji),
mgr inż. Zdzisław GROCHOWSKI, mgr Jan KLIMOWICZ,
dr inż. Piotr PERKOWSKI, mgr inż. Romuald SYNAK

dr inż. Lechosław BŁACH
Ośrodek Badań Prognostycznych Politechniki Wrocławskiej
dr inż. Józef B. LEWOC
ZTE ELWRO Wrocław
dr inż. Leszek Z. MISIURA
Centrum Obliczeniowe Politechniki Wrocławskiej

# WSTĘP DO PROGNOZOWANIA CHARAKTERYSTYK CZASOWYCH SIECI KOMPUTEROWYCH

## Wstęp

Dotychczasowe doświadczenie wykazało potrzebę prowadzenia badań charakterystyk czasowych systemów i sieci komputerowych.

Wydaje się również, że niezmiernie przydatne są prognozy charakterystyk czasowych systemów a szczególnie sieci komputerowych. To właśnie jest przedmiotem niniejszej serii opracowań.

Badaniom przedstawionym w poszczególnych artykułach były postawione następujące cele.

**Cel ogólny:** stworzenie podstaw do ułatwienia i usprawnienia procesu projektowania, wdrażania i eksploatacji sieci komputerowych.

**Cel utylitarny:** opracowanie prognozy praktycznego zachowania się Międzyuczelnianej Sieci Komputerowej oraz sieci lokalnej Cambridge Ring, GHOSTPROCa (koncentrator terminali R-32), MINIMOPA i TSO.

**Cel dydaktyczny:** opracowanie i wprowadzenie do stosowania praktycznych metod badań i optymalizacji sieci komputerowych.

**Cel poznawczy:** opracowanie skutecznych metod badania charakterystyk i miar czasowych sieci komputerowych przydatnych w procesie projektowania i eksploatacji tych sieci.

Powyższe cele były realizowane drogą krytycznego przeglądu dotychczasowych metod badań charakterystyk czasowych sieci komputerowych. Następnie wykonano opisy licznych przykładów rozwiązań zagadnienia różnymi technikami i przedstawiono własną metodę badania przepustowości. Zaproponowano też własne podejście do oceny maksymalnego opóźnienia po oczku. W pracy rozpatrzono trzy podstawowe rodzaje sieci komputerowych w kolejności chronologicznej ich powstawania, a mianowicie sieci terminalowe, sieci rozległe i sieci lokalne.

## Rodzaje rozpatrywanych sieci lokalnych

### Sieci terminalowe

Przez sieć terminalową rozumiemy tutaj zestaw sprzętu komputerowego o topologii gwiaździstej, przy czym w punkcie centralnym gwiazdy znajduje się komputer obliczeniowy, który obsługuje terminale podłączone do niego przez poszczególne ramiona gwiazdy. Charakterystyczną cechą topologii gwiaździstej jest to, że poszczególne terminale nie mogą się kontaktować bezpośrednio ze sobą, a tylko za pośrednictwem komputera obliczeniowego.

Przez sieć terminalową będziemy także rozumieli gwiaździste połączenie sieci terminalowych.

Sieci terminalowe, nazywane często systemami wielodostępnymi, zyskują ponownie popularność w systemach mikrokomputerowych, gównie dzięki interfejsowi V.24 (RS-232) [4], który pozwala na podłączanie mikrokomputerów IBM PC do dużych komputerów obliczeniowych.

### Sieci rozległe

Przez rozległą sieć komputerową (wide-area computer network) rozumiemy zbiór złożony z komputerów obliczeniowych oraz, opcjonalnie, terminali podłączonych do podsieci komunikacyjnej, pozwalającej na przesyłanie informacji pomiędzy nimi. Podsieć komunikacyjna zawiera łącza telekomunikacyjne umożliwiające przesyłanie danych na odległość wielu kilometrów.

Z sieci komputerowych na świecie największą popularność osiągnęły sieci X.25 [5], dla których określone są normy na styku abonenta z podsiecią komunikacyjną [6] i na połączeniach pomiędzy sieciami.

Wśród sieci rozległych chyba najbardziej popularnymi i poprawnymi pod względem inżynierii projektowania są sieci z potwierdzeniami od końca do końca (end-to-end). W sieciach tych abonent może przesłać do sieci komputerowej tylko skończoną liczbę jednostek (pakietów) przed otrzymaniem potwierdzenia prawidłowego odbioru nadanej wcześniej jednostki.

Sieci rozległe z potwierdzeniami od końca do końca wchodzą w zakres badań opisanych w niniejszej pracy. Proponowana metoda badań daje się zastosować również i do innych typów rozległych sieci komputerowych (np. sieci datagramowe czy sieci z potwierdzeniami od łącza do łącza - hop-to-hop acknowledgement) jednak zakres przedstawionych tu badań nie obejmuje tych sieci [15].

Typowa szybkość transmisji w sieciach lokalnych wynosi 1-10 Mbit/s. Jest więc wyższy niż w sieciach zdalnych przewodowych.

Łącza satelitarne czy światłowodowe mogą dawać jeszcze wyższe szybkości transmisji w sieci ach zdalnych. Jednak na razie inwestowanie dużych kwot w rozwój tych nowych technologii wydaje się czystym marnotrawstwem zasobów społecznych, gdyż zapotrzebowanie na takie ilości przesyłanych danych nieprędko osiągnie poziom możliwy do zapokojenia za pomocą tradycyjnych środków technicznych.

## Sieci lokalne

Przez sieć lokalną (local area network, Lan) rozumiemy zbiór komputerów obliczeniowych oraz, opcjonalnie, terminali połączonych ze sobą za pomocą magistrali otwartej lub pierścieniowej, która pozwala na wymianę informacji pomiędzy abonentami (komputery obliczeniowe, terminale) na odległościach ograniczonych możliwościami technicznymi tej magistrali.

Przy aktualnym stanie techniki sieci lokalne łączą ze sobą użytkowników rozmieszczonych w odległości kablowej do około 10 km. Szybkości przesyłania w sieciach zdalnych od kilkuset (małe szybkości) poprzez kilka tysięcy (średnie szybkości) do kilkudziesięciu tysięcy czy kilkuset tysięcy (szybkości duże) bitów na sekundę.

W praktyce największą popularność uzyskały dotychczas cztery typy sieci lokalnych.

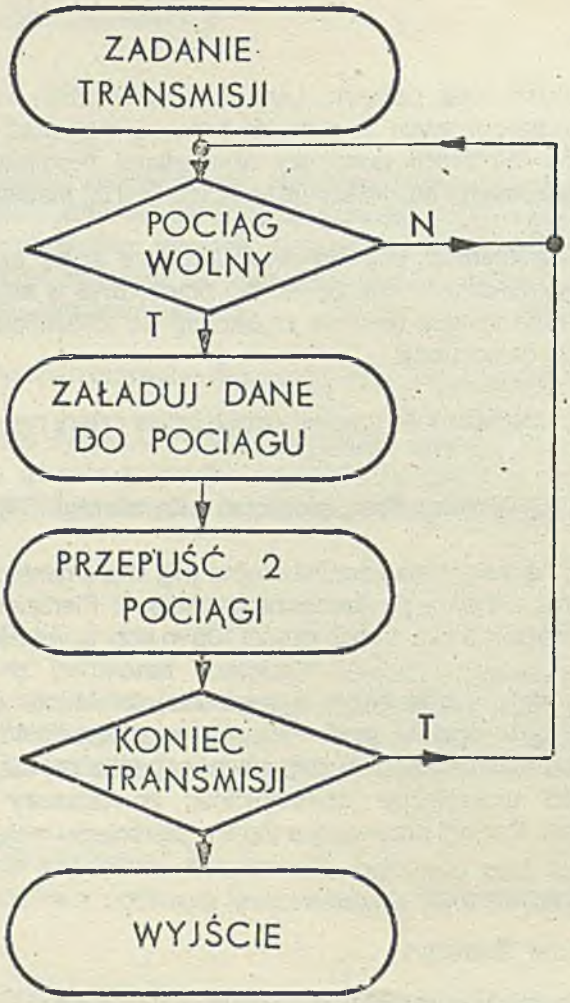
- **Empty slot ring (Cambridge Ring, pierścień z Cambridge) [7].**

Na najniższym poziomie magistrala komunikacyjna (wg implementacji z roku 1982) zawiera zamknięty pierścień kablowy oraz aktywne powtarzacze (repeaters). Pierścień ten można traktować jako linię opóźniającą o pojemności 4.5 bita na odległości 100 m przy szybkości przysyłania 10 MHz.

W pierścieniu krąży stała liczba bitów o regularnej strukturze określonej przez Monitor (stacja kontrolno-sterująca). Są to pociągi, czyli minipakiety o długości 40 bitów, które mogą przenosić 16 bitów danych. Powtarzacze zapewniają odpowiednie parametry fizyczne sygnałów i zasilane są po kablu pierścienia, co uniezależnia operatywność powtarzaczy od współpracujących stacji i dołączonych urządzeń. Pociągi przewożące dane w pierścieniu mają następującą stukturę:

| Bit | Znaczenie |
|---|---|
| 1 | Lider. Zawsze 1 |
| 2 | Znacznik zajętości (1 oznacza zajęty pociąg) |
| 3 | Przeszedł pod Monitorem - zabezpieczenie przed krążeniem minipakietów w wypadku przekłamania |
| 4 - 11 | Adres przeznaczenia |
| 12 - 19 | Adres źródła |
| 20 - 27 | Drugi bajt danych |
| 28 - 35 | Pierwszy bajt danych |
| 36, 37 | Bity typu |
| 38, 39 | Odpowiedź zmieniana przez stację przeznaczenia |
| 40 | Bit parzystości |

Mechanizm dostępu do pierścienia jest naszkicowany na rys.1.




Rys. 1 Mechanizm dostępu do pierścienia

Mechanizmy pracy w warunkach błędów transmisji nie są przedmiotem opisywanych badań. Niniejszy artykuł jest bowiem poświęcony badaniom sieci w warunkach pracy normalnej, gdy stopa błędów w przypadku sieci lokalnych wynosi 10-7 - 10-10 [8]. Działanie w czasie występowania zakłóceń należy badać i optymalizować za pomocą odmiennych modeli i, częściowo, niezależnie od badań i optymalizacji dla pracy normalnej. Celem optymalizacji jest wówczas minimalizacja czasu powrotu do warunków normalnych.

- **Ethernet**

Sieć lokalna Ethernet [9,10] jest siecią z magistralą otwartą.

Carrier Sense Multipler Access with Collision Detection (CSMA/CD). Dane są przesyłane w ramkach (pakietach) tworzonych z informacji przekazywanych przez użytkownika, do których dołącza się sekwencję kontrolną ramki, aby zapewnić kontrolę poprawności przesyłania. Gotowa ramka jest przekazywana układowi sterowania łącza (Link Management).

Układ sterowania łącza próbuje nie dopuszczać do "przepychanki" z innym ruchem w sieci, tj. ramkami przekazywanymi przez innych użytkowników (abonentów) na podstawie obserwacji sygnału ramki nośnej (carrier). Jednak ze względu na opóźnienia transmisyjne w sieci sygnał ramki nośnej odbierany jest z opóźnieniem a w Ethernet brak jest dodatkowych mechanizmów synchronizacyjnych, które pozwoliłyby uniknąć kolizji. Mechanizm taki jest możliwy choćby przez nadanie różnych, np. dobieranych dynamicznie czasów opóźnienia nadawania ramki.

W części kodowania danych (Data Encoding Component) warstwy fizycznej Physical Layer [11] przed nadaniem rzeczywistego ciągu bitów ramki, przesyła się zakodowany specjalnie wstęp do ramki (preamble) pozwalający na synchronizację zegarów odbiorników i powtarzaczy wzdłuż magistrali (linii, szyny). Po wstępie jest przesyłana ramka (przez część dostępu do ramki - Channel Access Component), która wytwarza sygnały nadawane do nośnika (magistrali, szyny, linii). Przy transmisji bez "przepychanki" z innymi stacjami (węzłami), zdekodowana informacja jest przekazywana użytkownikowi. Natomiast w przeciwnym razie wytwarzany jest sygnał kolizji.

W wypadku wykrycia kolizji przez sprzęt Ethernet (obwód scalony w normalnych implementacjach), część programowa sterowania łącza realizuje algorytm pokolizyjny. W wersji według specyfiki [9] jest to binarny back off, tj. dobrowolne opóźnienie własnej transmisji w celu zmiejszenia ruchu w magistrali. Tu algorytm postępowania jest zależny od implementacji, przy czym spopularyzowany w literaturze "truncated binary exponential backoff" działa tak, jakby na magistralę drogową wjeżdżali kierowcy z klapkami na oczach,a po kolizji (nieuniknionej przy intensywności potencjalnego ruchu większej od przepustowości magistrali) cofali się, po pseudolosowo wybranym czasie ruszali ponownie, tym razem w całokształcie, z zamkniętymi oczami.

Ramka w Ethernet składa się z całkowitej liczby ośmiobitowych oktetów o następującym znaczeniu:

| Oktety | Przeznaczenie |
|---|---|
| 6 | Adres przeznaczenia |
| 6x | Adres źródła (nadawcy) |
| 2 | Typ ramki |
| 46-1500 | Dane |
| 4FCS | Pole kontrolne ramki |

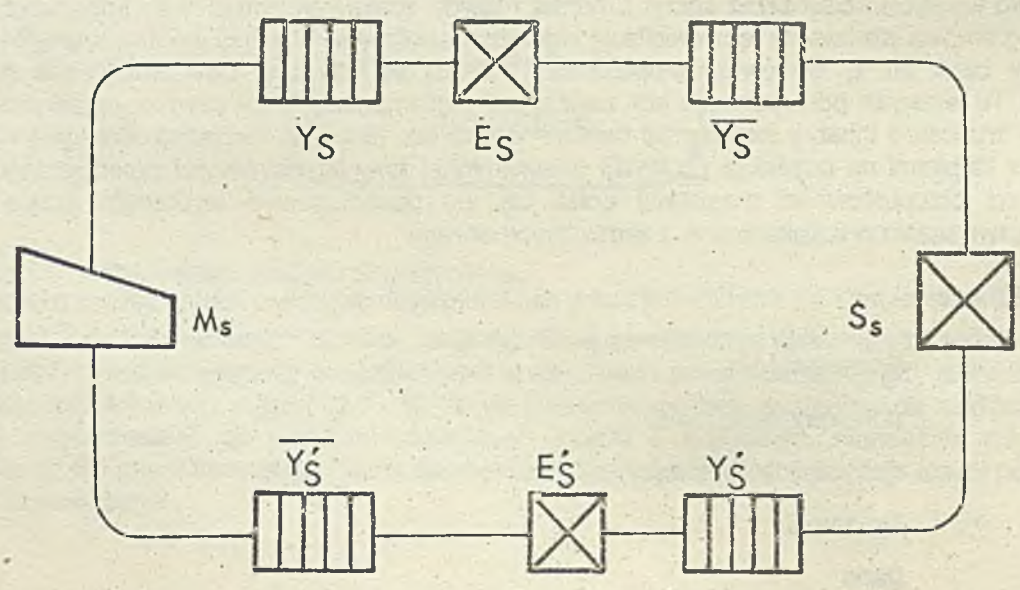
Przed ramką przesyła się wstęp do ramki (zwykle 64 oktety). Należy od razu zwrócić uwagę, że maksymalna długość ramki wynosi ponad 1500 oktetów, a minimalna narzucona przez [9] - 64. Te parametry muszą mieć zasadniczy wpływ na jakość transmisji mierzoną w wartościach oczekiwanych przepustowości (throughput, delivered traffic) albo w maksymalnych możliwych opóźnieniach po oczku (round-trip delay), jeżeli magistrala Ethernet będzie odpowiednio obciążona. Istotnie, badania wykazują, że sieć Ethernet przy standardowych protokołach działa poprawnie przy ruchu potencjalnym rzędu około 10 % teoretycznej przepustowości [12].

Zjawiska zachodzące w mocno obciążonej sieci Ethernet nabierają charakteru wręcz paradoksalnego: podczas pokazu działania sieci zainstalowanej w Coventry Polytechnic, uruchomienie jednoczesnej transmisji kilku zbiorów spowodowało wydłużenie czasu ich przesyłania z około minuty do ponad 20 minut [13]. Działanie takie nie jest łatwe do "wyłapania" i przeanalizowania w praktyce; wygenerowanie złośliwego układu zgłoszeń jest trudne, a zakłócenia w normalnej pracy dużych systemów cyfrowych czy elektronicznych zwykło się wraz z wejściem do nauki tzw.systemotechniki przypisywać tzw. krasnoludkom czyli przypadkom kazualnym, niegodnym analizy przez wybitnych specjalistów od procesów stochastycznych. Casus casualis oznacza przypadek kliniczny, który w naszym i wielu inżynierów mniemaniu powinien być przede wszystkim przedmiotem badań również naukowca, który wie, co to jest złożony łańcuch Markowa.

W niniejszym artykule nie uwzględniono sieci (badania są prowadzone) Token Ring (pierścień bonowy) i Token bus (magistrala,szyna bonowa).

## Podstawowe charakterystyki i miary czasowe sieci komputerowych

Zgodnie z ISO [20] opóźnienie tranzytowe i przepustowość są przyjmowane jako podstawowe charakterystyki użytkowe sieci komputerowej. Chcąc uniknąć nieporozumień, podstawowe oczko w sieci komputerowej ( połączenie wirtualne) przedstawiono na rys. 2, gdzie pokazano podstawowe oznaczenia używane w niniejszym opracowaniu.




Rys. 2 Oczko w sieci komputerowej

Przyjmujemy też konwencję, że zmienne losowe rozpatrywane w całej pracy będą oznaczane dużymi literami, a ich wartości oczekiwane odpowiednio literami małymi.

Oczko działa w sposób następujący: s-ty użytkownik (abonent) po czasie namysłu $M_s$ wysyła pakiet (ramkę do kolejki do podsieci komunikacyjnej, w której przebywa on przez czas $W_s$ i jest transmitowany przez czas $E_s$ do kolejki do obsługującego, gdzie oczekuje na obsługę przez czas $W_s$, jest obsługiwany (przez aplikację) w czasie $N_s$; wytwarzane jest potwierdzenie (odpowiedź), które po czasie oczekiwania $W_s$ na transmisję w podsieci jest przesyłane przez czas $E_s$ i oczekuje w kolejce do abonenta przez czas $W_s$, po czym cykl powtarza się.

Gdy analizujemy rozległe sieci komputerow, liczba kolejek i stanowisk obsługi przez oczka jest większa, a rys.2 dotyczy "zagregowanej" do dwóch stanowisk obsługi podsieci komunikacyjnej.

Popularną zmienną niezależną rozpatrywaną w publikacjach na temat badań charakterystyk czasowych sieci komputerowych jest tzw. ruch oferowany, określany jako ilość danych, jaką ma przenieść podsieć komunikacyjna. Jednak nie jest nam znana żadna sieć, w której użytkownicy wytwarzają obciążenie w sposób niezależny od warunków wewnątrz sieci komputerowej i stosowanie takich modeli prowadzić musi do mylnych wniosków, gdy rozpatruje się dość dokładnie określone reguły dostępu, jak w wypadku sieci X.25. Bez wątpienia podejście widoczne w sferze usług sieciowych, które doprowadziło do powstania systemów ISDN (Integrated Services Data Network) powinno być przyjęte również przy badaniau sieci komputerowych przez wspólne rozpatrywanie zachowania abonentów oraz podsieci komunikacyjnej.

**Uwaga ogólna:** w założonym połączeniu wirtualnym (oczku) użytkownik konwersuje z obsługującym (system komputerowy lub terminal zdalny) albo przesyła zbiory. Nie widać żadnej potrzeby, by łączać te dwa tryby pracy w jednej sesji komputera obliczeniowego. Dla trybu pierwszego interesujące jest opóźnienie po oczku

$$R_s = W_s + E_s + \overline{W}_s + \overline{E}_s + W_s' + E_s' \overline{W}_s' + \overline{E}_s' \qquad \text{(rys.2)}$$

natomiast dla drugiego - przepustowość tj.

$$D_s = \frac{1}{T_s} = (W_s + E_s + \overline{W}_s + \overline{E}_s + W_s' + E_s' + \overline{W}_s' + \overline{E}_s' + M_s)^{-1}$$

Pełne rozkłady tych zmiennych losowych są trudne do znalezienia, co implikuje potrzebę wprowadzenia pewnych miar.

Najpopularniejsza, szczególnie w badaniach teoretycznych, jest wartość oczekiwana. Lecz dla użytkowników pracujących w trybie interrogacyjnym jest ona zupełnie nic nie znacząca: żaden użytkownik nie może przewidzieć zachowania sieci opartego na tej miarze, nawet jeśliby znał wariancję. A optymalizacja systemów komputerowych przy kryterium minimum wartości oczekiwanej prowadzi często do tak paradoksalnych sytuacji, jak opisana na wstępie: opóźnienia po oczku zmierzone pod TSO przekraczały 7 minut przy nie więcej niż 9 s na dziesięciokrotnie tańszej maszynie ODRA 1325 pracującej pod systemem MINIMOP. Ale ten drugi system pracuje z regulaminem obsługi pierwszy przyszedł - pierwszy obsłużony i nie próbuje optymalizacji przez minimalizację wartości oczekiwanej zagregowanego użytkownika.

Kwantyle, a szczególnie mediana, mogą dostarczyć pewnych informacji. Jednak trudno je oszacować, a przy tym narzucają zasadę prognozowania podobną do rzutu monetą. Najbardziej naturalną miarą jest wartość gwarantowana, w zbiorze wszystkich możliwych realizacji pewnej czasowej zmiennej losowej. Ta miara rozkadów, tak interesująca dla rzeczywistych użytkowników, nie interesuje badaczy wyspecjalizowanych w zadaniach teorii kolejek, prawdopodobnie dlatego, że obliczanie jej jest zadaniem "tylko" algebraicznym. Niekiedy wygodna jest wymówka, że opóźnienia mogą nie mieć

skończonego ograniczenia górnego. Ale tu odpowiedź jest prosta: inżynier nie powinien interesować się takimi sieciami a tym bardziej przeprojektowywać je. Powinien - to właściwe słowo.

Ethernet, chyba najpopularniejsza współczesna sieć lokalna nie ma gwarantowanego opóźnienia tranzytowego [14]. To jest już jednak kwestią etyki zawodowej. Zatem gwarantowane opóźnienia po oczku przyjmowane są za podstawowe miary jakości komunikacyjnej dla użytkowników pracujących w trybie interrogacyjnym. Dla tego trybu pracy kryterium optymalizacyjne określa się jako:

$$\text{Min Max}$$

(nad zbiorami wszystkich możliwych realizacji dla wszystkich użytkowników pracujących w trybie interrogacyjnym).

Dla użytkowników transmitujących zbiory lub zadania (transmisje gromadne) przyjmujemy inne kryterium optymalizacji:

$$\text{Max Min} \frac{1}{t_s} = \text{Max Min } d_s$$

(nad zbiorem wszystkich możliwych realizacji dla wszystkich użytkowników transmisji gromadnych).

Funkcja celu optymalizacji może być odczytywana jako poprawianie jakości obsługi dla najgorzej obsługiwanego użytkownika (w każdej klasie). Odzwierciedla to dążenie do budowy sieci demokratycznych, gdyż w optymalizacji nie korzysta się z żadnych charakterystyk jakiegokolwiek użytkownika poza rodzajem usługi. Konstrukcja sieci i globalne kryterium optymalizacji, tj. maksymalizacja liczby użytkowników pracujących w trybie interrogacyjnym, dla których zapewnia się $R_s \leq R_s^*$ oraz maksymalizacja liczby użytkowników transmitujących zbiory i zadania, dla których $t_s (=) \leqslant t_s^*$ bezpośrednio prowadzą do minimalizacji różnic w jakości obsługi.

Powyższe kryteria są podane dla warunków niezakłóconej transmisji.

Jest to zgodne z już podanym podejściem, że należy optymalizować sieci komputerowe pracujące w warunkach normalnych. Gdy warunki staną się anormalne (występują błędy transmisji), celem optymalizacji jest osiągnięcie normalnych warunków roboczych w możliwie krótkim odcinku czasu.

## Literatura


[1] Bieleninik E. i in. Podsieć komunikacyjna Międzyuczelnianej Sieci Komputerowej, Informatyka 1985 nr 11-12

[2] Bicz T. i in. Wstępna ocena opóźnień czasowych przy pracy konwersacyjnej w systemach komputerowych R-32 i Odra 1325, Biuletyn Mera 1983.

[3] OS/JS: TSO - Podręcznik programisty, 4.0201.00000-01 34.037

[4] CCITT, Red Book, Specification V.24, Genewa 1980

[5] Recommendations X.25, CCITT,Geneve 1982

[6] CCITT. Red Book, Recommendations X.20-X.32,1981

[7] SERC, Cambridge Ring Interface Specifications, 1982

[8] Bazewicz M., Budka M.: Lokalne sieci komputerowe - architektura, struktura i sterowanie komunikacją. PWr.1986

[9] Digital, Intel, Xerox, The Ethernet, 1980

[10] ANSI/IEEE, Standard 802,3-1985

[11] ISO: Open System Interconnection - Basic Reference Model, ISO/DP 7498,1980.

[12] Shoch J.F., Hupp J.A.: Measured performance of an Ethernet Local Area Network, CACM 1980 t. 23 nr 12

[13] Coventry Polytechnic Inf. pryw. 1983

[14] Blair G.B.,Shepherd D. :A. Performance Comparison of Ethernet and the Cambridge Digital Communication Ring, Computer Networks 1982 nr 6

dr inż. Lechosław **BŁACH**

Ośrodek Badań Prognostycznych Politechniki Wrocławskiej

dr inż. Józef B. **LEWOC**

ZTE ELWRO Wrocław

mgr inż. Leszek Z. **MISIURA**

Centrum Obliczeniowe Politechniki Wrocławskiej

# KLASYCZNE METODY PROGNOZY CHARAKTERYSTYK CZASOWYCH SIECI KOMPUTEROWYCH

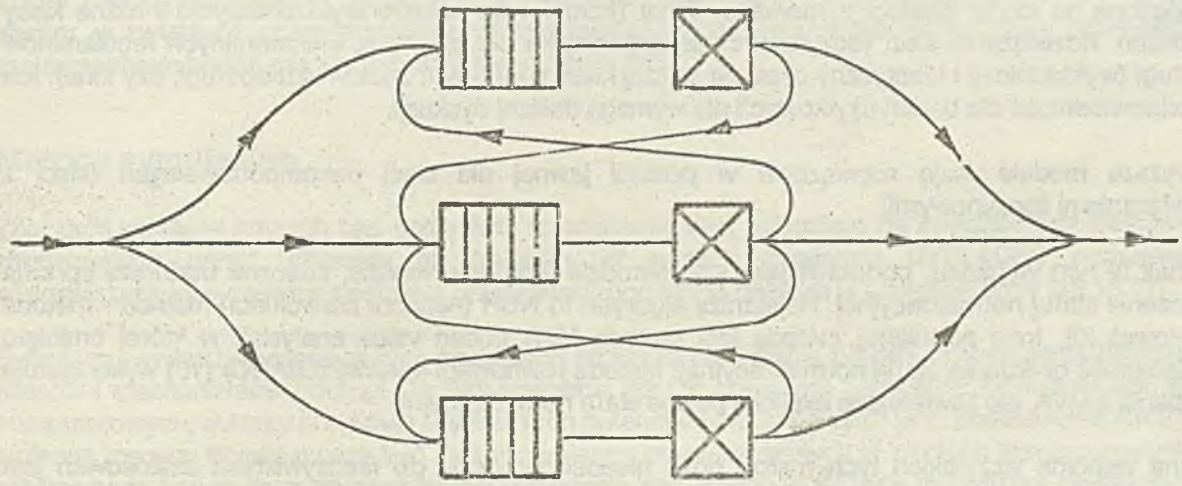
## Metody analityczne

Teoria kolejek w swym stadium początkowym rozwijała się na modelach otwartych systemów masowej obsługi na podstawie prac Takacsa [1], Koniga i Stoyna [2] czy Kleinrocka [3] (zastosowania do badań systemów komputerowych) [4]. Nieadekwatność rozpatrywanych modeli w wypadku zastosowań w sieciach komputerowych (naszym zdaniem w jakichkolwiek zastosowaniach praktycznych) spowodowała zainteresowanie badaczy sieciami zamkniętymi, w których liczba zgłoszeń w transmisji nie rośnie niezależnie od działania sieci, a jest ograniczona lub nawet stała.

Podstawowe znaczenie dla prób zastosowań sieci kolejkowych do badań sieci komputerowych ma praca J.R.Jacksona [5], który rozszerzył poprzednie prace na przypadek sieci kolejek, w których przejście z jednej kolejki do drugiej po zakończeniu obsługi w stopniu (fazie) poprzednim jest zdarzeniem losowym o znanym prowdopodobieństwie. Założenie to występuje we wszystkich dalszych, popularnych metodach i systemach programowych do badania sieci kolejkowych dla sieci komputerowych. Jeden z autorów pracując ponad 20 lat jako projektant prowadzący systemów i sieci komputerowych z uwarunkowaniami czasowymi, jeszcze nie spotkał systemu ani sieci, dla której umiałby podać macierz prawdopodobieństw przejść, zanim nie rozwiąże problemu jej zbadania. Założenie dalsze J.R.Jacksona to niezależność prawdopodobieństw przejść od liczby zgłoszeń na poszczególnych stanowiskach. To również nie jest prawdą w realnych sieciach komputerowych, gdzie ograniczona liczba zgłoszeń (ramek, pakietów) jest przyczyną nawet silnych powiązań pomiędzy tymi zmiennymi losowymi.

Dla strumieni wejściowych istnieje wówczas układ równań pozwalający na podstawie rezultatu Burke [6] analizować go przez niezależne rozpatrywanie poszczególnych kolejek. Ale rezultat Burke dotyczy poissenowskich strumieni wejściowych, a w sieciach komputerowych coś takiego nie istnieje, jak de facto w żadnych systemach masowej obsługi: ograniczona populacja klientów narzuca nieodpowiedniość stosowania rozkładu bez pamięci do modelowania zachodzących zjawisk. Nie będą tu zatem podane sposoby rozwiązywania szczegółowych systemów kolejkowych, ale dla porządku będą one omówione w sposób ogólny.

Schemat ogólny sieci kolejkowych pokazano na rys. 1.



Rys. 1 Schemat ogólny sieci kolejkowych w badaniach klasycznych

Sieć kolejek jest opisana przez całkowitą liczbę zgłoszeń w sieci, liczbę stanowisk obsługi, intensywność strumienia wejściowego (tutaj występuje kolejna nieadekwatność modelu: sieci rzeczywistych nie możemy traktować inaczej niż systemów zintegrowanych z użytkownikiem, w szczególności jeśli się uwzględni ścisły determinizm narzucony przez protokoły komunikacyjne i rozwiązania sprzętowo-programowe transmisji). Pełne rozwiązanie problemu to znalezienie stacjonarnego rozkładu prawdopodobieństwa wszystkich wyróżnialnych stanów sieci. W praktyce badania sprowadzają się najczęściej do wybranych miar jakości systemu, np. średni czas oczekiwania w kolejkach do poszczególnych stanowisk,przepustowości wybranych elementów lub całej sieci, wartości oczekiwanej opóźnienia tranzytowego itp.

Brak jest rozwiązań ogólnych dla tak postawionego zadania, a znane prace prowadzone były przy założeniach upraszczających dotyczących rozkładów czasów obsługi, regulaminów obsługi itp.

Dla badań systemów kolejkowych podstawowe znaczenie mają prace Gordona i Newella [7] dla przypadku sieci zamkniętej z regulaminem kolejkowania pierwszy przyszedł - pierwszy obsłużony oraz wykładniczymi czasami między zgłoszeniami i czasami obsługi. Równania stanu ustalonego (Chapmana-Kołmogorowa) dla sieci zamkniętej dają pozornie proste wzory rozwiązania tego przykładu, jednak duże kłopoty obliczeniowe sprawia obliczanie stałej normalizacyjnej.

Należy tu jednak podkreślić silną nieodpowiedniość założenia o wykładniczych czasach obsługi: w dobrze zaprojektowanej sieci czasy obsługi w ustalonych warunkach ruchowych powinny być możliwie stałe, jeśli projektanci sieci mają na względzie dobro użytkownika a nie zysk firmy produkującej sprzęt.

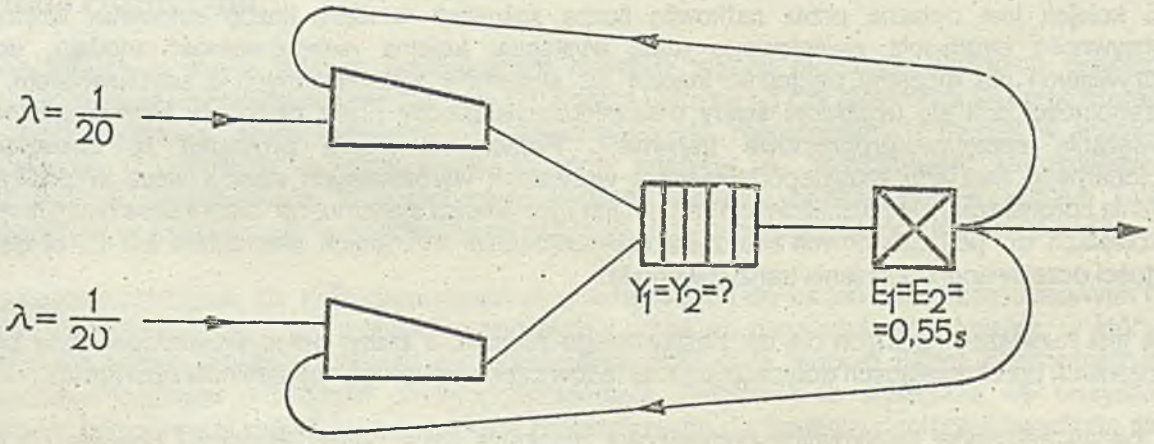
Badania opisane we wstępie wykazały, że TSO+TCAM + kompilatory IBM zapewniają spełnienie wymienionego założenia w wykładniczości czasów obsługi. Komputer zachowuje się jak istota myśląca (ze sztuczną inteligencją) i użytkownik nigdy nie może zgadnąć czy i kiedy uzyska od niego odpowiedź. Wszakże jest tam pewna modyfikacja: krótkie zadania (sesje) mają bardzo wysokie szanse, nawet pewność uzyskania obsługi w bardzo krótkim czasie - jakby maszyna rozpoznawała kolegę o podobnej sztucznej a nie naturalnej inteligencji i traktowała go z wyróżnieniem [3].

Do wyeliminowania niedogodności obliczeniowych dla wzorów Gordona-Newella prowadzą liczne prace z tzw. aplikacji do sieci komputerowych. Powstały modele BCMP [8] dla sieci iloczynowych, uogólnione na czasy obsługi z modelem Coxa (kombinacja czasów wykładniczych) i różne klasy zgłoszeń. Rozwiązania sieci iloczynowych są znane tylko dla pewnych, nienaturalnych regulaminów obsługi (wykładniczy i identyczny czas dla każdej klasy na jednym stanowisku obsługi, czy inne). Ich nieodpowiedniość dla badań użytkowych nie wymaga dalszej dyskusji.

Powyższe modele mają rozwiązanie w postaci jawnej dla sieci dekomponowalnych (sieci z rozwiązaniami iloczynowymi).

Jednak w tym wypadku, podobnie jak przy metodzie Gordona-Newelia, znaczne trudności sprawia obliczenie stałej normalizacyjnej. Najstarszy algorytm to NCH (network convolution method - metoda splotowa) [9]. Inną popularną metodą jest metoda MVA (mean value analysis), w której ominięto konieczność obliczania stałej normalizacyjnej. Metoda równowagi lokalnej (LBANC) [10] wykorzystuje równania z MVA, ale zawierające explicite pewne stałe normalizacyjne.

Cechą wspólną wszystkich tych metod poza nieadekwatnością do rzeczywistych zastosowań jest złożoność obliczeniowa [11].Dobre podsumowanie przydatności metod analitycznych do celów projektowania sieci komputerowych jest próbą poddania analizie najprostszego przypadku sieci terminalowej w konfiguracji z rys. 2.




Rys. 2 Przykład prostej sieci terminalowej

System Simulog stwierdził, że dla przypadku wykładniczych czasów pomiędzy zgłoszeniami deterministycznej obsługi przez linię transmisyjną oraz procesor zadanie nie jest możliwe do rozwiązania żadną z przedstawionych powyżej metod. Metoda iteracyjna "ITERATIVE" przy małej zajętości pamięci (2841 słów 4-bajtowych) i małym czasie obliczeń (dla 6 iteracji) dała wyniki przepustowości: 0.02285 pakietu/s dla terminala pierwszego oraz 0.04569 pakietów/s dla terminala drugiego, natomiast jedyna dokładna metoda analityczna Markovian Analysis po trzech minutach pracy komputera Honeywell-Bull w Institute National de Recherche Informatique (INRIA), przy wykorzystaniu ponad 40% pamięci komputera (106457 słów) dała wynik: 0.4142 x 10-1 oraz 0.4627 x 10-1 pakietu na sekundę dla odpowiednio terminali 1 i 2, przy poprawnym wyniku 0.4865 x 10-1 pakietu na sekundę dla obu terminali. System QNAP 2.1 [12], który był wykorzystywany w tym przykładzie, jest jednym z najbardziej znanych systemów analizy zamkniętych sieci kolejkowych na świecie (podobnie jak BEST/1-SNA TM [13] czy pakiet oparty na MVA [14]).

## Metody przybliżone

Znane metody przybliżone badań sieci kolejkowych przenoszą wyżej wymienione błędy założeń analizy, w związku z czym omawianie ich uważam za niecelowe w pracy poświęconej praktycznym zastosowaniom badań czasowych sieci komputerowych.

## Metody symulacjne

Znaczące wyniki w pracych nad badaniami rzeczywistej sieci osiągnięto na symulatorach sieciowych zbudowanych przez University of Waterloo. W ramach programu CYCLADES opracowano wielomaszynowy symulator sieciowy i przeprowadzono liczne badania w tym programie [15,16,17].

Symulatory wykorzystywane w tych badaniach eliminują oczywiście błędne uproszczenia dotyczące czasów i mechanizmów obsługi. Jednak podobnie jak i w nowszych badaniach symulacyjnych sieci komputerowych, autorzy przyjmują błędnie ruch potencjalny (offered load) jako podstawową sterującą zmienną losową. Wyniki muszą być zatem odmienne od rzeczywistych w sieciach komputerowych, a różnice będą tym wyższe, im bardziej jest obciążona sieć, a więc w zakresie najbardziej interesującym projektantów ekonomicznych rozwiązań sieciowych.

W trakcie badań nad jakością metody przybliżonej badania sieci komputerowych opracowano symulator sieci jednokolejkowych [18], który nie ma tej wady, a opracowany jest inny symulator do szybkiego badania sieci globalnych X.25 [19], również przyjmujący czas myślenia za podstawową losową zmienną sterującą.

Doświadczenia z wszystkimi symulatorami wykazują ich małą przydatność do konkretnych prac projektowych głównie ze względu na duże zapotrzebowanie na czas komputera, np. cykl badań na symulatorze jednokolejkowym z dwoma użytkownikami, obejmujący szacowanie przepustowości w 50 punktach (pięć charakterystyk) przy co najmniej 1000 przetransmitowanych pakietach w każdym oczku zajmuje około 25 minut pracy maszyny cyfrowej Odra 1305. Przy tej liczbie rozpatrywanych zgłoszeń oszacowany praktycznie błąd symulacji mieści się w granicach około 2%, a polepszenie dokładności wymagałoby badania kilkakrotnie wyższej liczby zgłoszeń. Przebadanie dużej liczby konfiguracji przy różnorakich założeniach odnoszących się do warunków symulacji jest praktycznie nie do zrealizowania dla projektantów sieci komputerowych.

## Metody pomiarowe

Istotne osiągnięcia za pomocą metod pomiarowych badania sieci komputerowych osiągnięto w ramach programu CIGALLE [20]. Ogólnie rzecz biorąc, narzędzie pomiarowe może być zewnętrzne (zlokalizowane u użytkownika) albo wewnętrzne (wewnątrz podsieci komunikacyjnej). Pierwszy rodzaj pozwala na pomiary obsługi użytkownika w warunkach normalnego ruchu w sieci komputerowej standardowych parametrów urządzeń komunikacyjnych. Drugi, choć w praktyce wpływa na działanie podsieci komunikacyjnej, pozwala na raczej łatwe generowanie sztucznego ruchu oraz symulowanie działania urządzeń, które nie są jeszcze włączone do sieci. Niestety, wraz z przyjęciem konstrukcji sieci przez firmy zarobkowe, objętość informacji na temat pomiarów parametrów ruchowych sieci komputerowych drastycznie się zmniejszyła.

Ważnym przykładem badań pomiarowych sieci komputerowych są badania za pomocą systemu intensywnego testowania węzła (Sitwa) przeprowadzone na sieci komputerowej MSK [21,22]. Sitwa umożliwia dokonywanie pomiarów podstawowych charakterystyk i miar trójwęzłowej konfiguracji sieci MSK, uzyskano bogaty materiał doświadczalny dla prac projektowych [23,24]. Chyba największe znaczenie miała tu baza potrzebna do wytworzenia intuicji projektowej i badawczej, w wyniku której opracowano metodę analizy przybliżonej opisanej w niniejszej pracy.

Metody pomiarowe mają te same wady co metody symulacyjne, tyle że w powiększonych rozmiarach. Oprócz czasu komputera potrzebny jest zestaw sieciowy, albo dostęp do sieci, który wystarcza na badania wycinkowe. Metoda ta jest możliwa do zastosowania przez badacza zajmującego się badaniami szczegółowymi, a nie dla projektanta sieci komputerowej, który w ograniczonym czasie i przy niezbyt wysokich kosztach musi zbadać bardzo wiele konfiguracji oraz warunków występujących w sieci.

Widoczna jest obecnie tendencja do standaryzacji metod pomiarowych.

ISO określiła 20 podstawowych charakterystyk użytkowych systemów otwartych. Jednak dalej sprawa zaczyna nabierać znamion paranoicznych:grupy fachowców zamiast mierzyć zajmują się pisaniem specyfikacji pomiarów, narzędzi, warunków. Naszym zdaniem pomiary mają implikować normy a nigdy inaczej. Tylko wtedy zostaną ograniczone straty pracy społecznie użytecznej wynikające z bezprzedmiotowego analizowania tomów norm ISO czy EEE przez ludzi, którzy mogliby w tym czasie robić coś użytecznego.

## Literatura


[1] Takacs L.:Introduction to the theory of queues, Oxford University Press 1962

[2] Sobczak W.:Podstawy probabilistyczne teorii systemów cyfrowych, WNT: Warszawa 1981

[3] Kleinrock L.: Queueing Systems, t.2: Computer Applications, J.Wiley and Sons, New York 1976

[4] Wolisz A.: Wybrane niekonwencjonalne systemy masowej obsługi, Zeszyty naukowe P.Śl, Gliwice 1982

[5] Jackson J.R.:Job-Shopqueueing Systems, Management Science 1963 nr 10

[6] Burke P.J.: The Ependence of Delays in Tandemqueues, The Analles of Math, Statistic 1969 nr 39

[7] Gordon W.I.,Newell G.F.:Closedqueueing Systems with Exponential Servers, Operations Research 1967 nr 15

[8] Baskett F. i in.:Open, Closed and Mixed Networks of Queues with Different Classes of Customers, Journal of ACM 1975 nr 22

[9] Mean-Value Analysis and Convolution Metod for Queue-Dependent Servers in Closed Queueing Network, Performance Evaluation 1

[10] Sourer Ch.,Chandy K.M.:Computes System Performance Modeling, Prentice-Hall, Englewood Cliffs, N.Y. 1981

[11] Zahorjan J.:The Approximate Solution of Large Queueing Network Models, Praca doktorska, Uniwersytet Toronto 1989

[12] Vesan M., Potier D.:A Portable Environment for Queueing System Modelling, Techniques and Tools for Performance Analysis, Paris 1984

[13] Boogens M. i in.:SNAP:An Analytic Multiclass Queueing Network Analyser, Techniques and Tools for Performance Analysis Paris 1984

[14] Bruell S.C. i in.:A men Value Analysis Based Pachage for the Solution of Product-form Queueig Network Models, ibid, 1984

[15] Irland M.I.,Cohen N.B.:Simulation of Congestion Controls in CIGALLE. Raport CCNG B-64, 1977

[16] Majithia J.C. i in.:Experiments in Congestion Control Techniques,IRIA Raport MOD 550 1979

[17] Majithia J.C.,Donnell C.O.,Grange J.L.: Performance Investigation of Congestion Control Mechanics. Raport WRI 811-08, 1979

[18] Lewoc J.B.,Misiura L.Z.:Symulator sieci jednokolejkowych, SMiSC SEP (Raport w opracowywaniu)

[19] Bicz T.A.,Bieleninik E.,Lewoc J.B.,:Symulator X.25, Raport SMISC SEP (w opracowaniu).

[20] Glen M.,Grange J.L.,:Performance Evaluations in Cyclades, Reseau Cyclades, INRIA MES 531.1, 1978

[21] Czajkowski W. i in.:A. Communication Subnetwork, Simulation and Performance Evaluation Tool, Modelling Techniques and Tools for Performance Evaluation, Paris 1985

[22] Czajkowski W. i in.:Init ial Performance Evaluation for a Communication Subnetwork Node, International Conference on Modelling Techniques and Tools for Performance Analysis. Paris 1984

[23] Lewoc J.B., Bieleninik E., Stanisz A.:Influence of Bulk Transfer and Interrogating Mode Traffic Separation on Performance of Computer Networks, Networks in Office Automation, North-Holland 1985

[24] Lewoc J.B., Bicz T.:Some Remarks on OSI and X,25 for Computer Networks Operating at Medium Transfer Rates, 1st African Conference on Computer Communications, Tunis 1984.

dr inż. Lechosław BŁACH

Ośrodek Badań Prognostycznych Politechniki Wrocławskiej

dr inż. Józef B.LEWOC

ZTE ELWRO Wrocław

mgr inż. Leszek Z.MISIURA

Centrum Obliczeniowe Politechniki Wrocławskiej

# BADANIA CZASOWE SIECI TERMINALOWYCH

## Ocena przydatności metod klasycznych

Klasyczne metody badania sieci kolejkowych nie są przydatne do praktycznych badań sieci terminalowych (przykład sieci dwuterminalowej) [1].

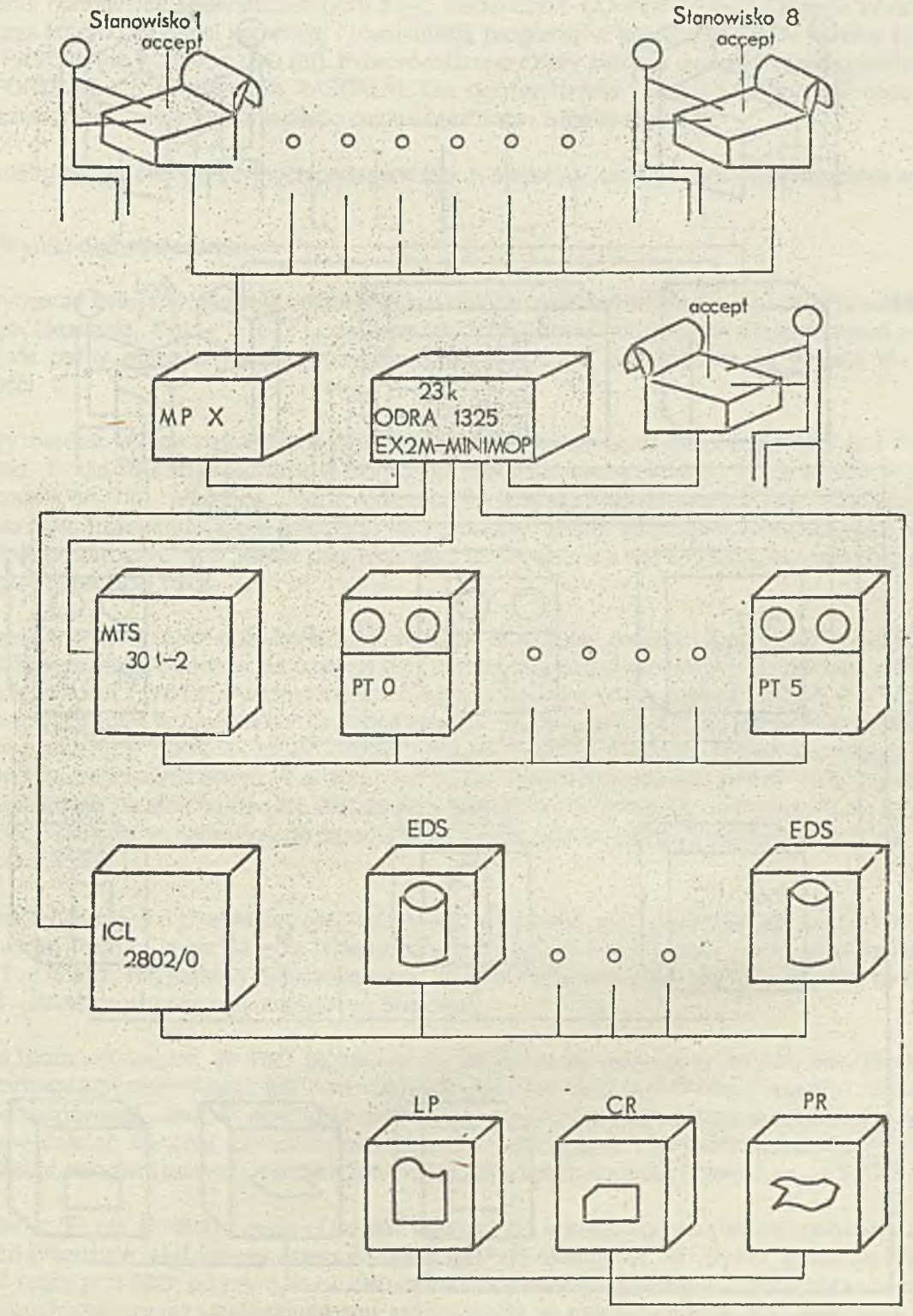
Dokonanie badań metodami symulacyjnymi dla złożonej sieci wymagałoby według doświadczeń praktycznych pracy zespołu kilkuosobowego przez około roku. Czas ten lepiej poświęcić na ewentualną optymalizację systemów niż na ich badanie.

## Przykłady sieci terminalowych

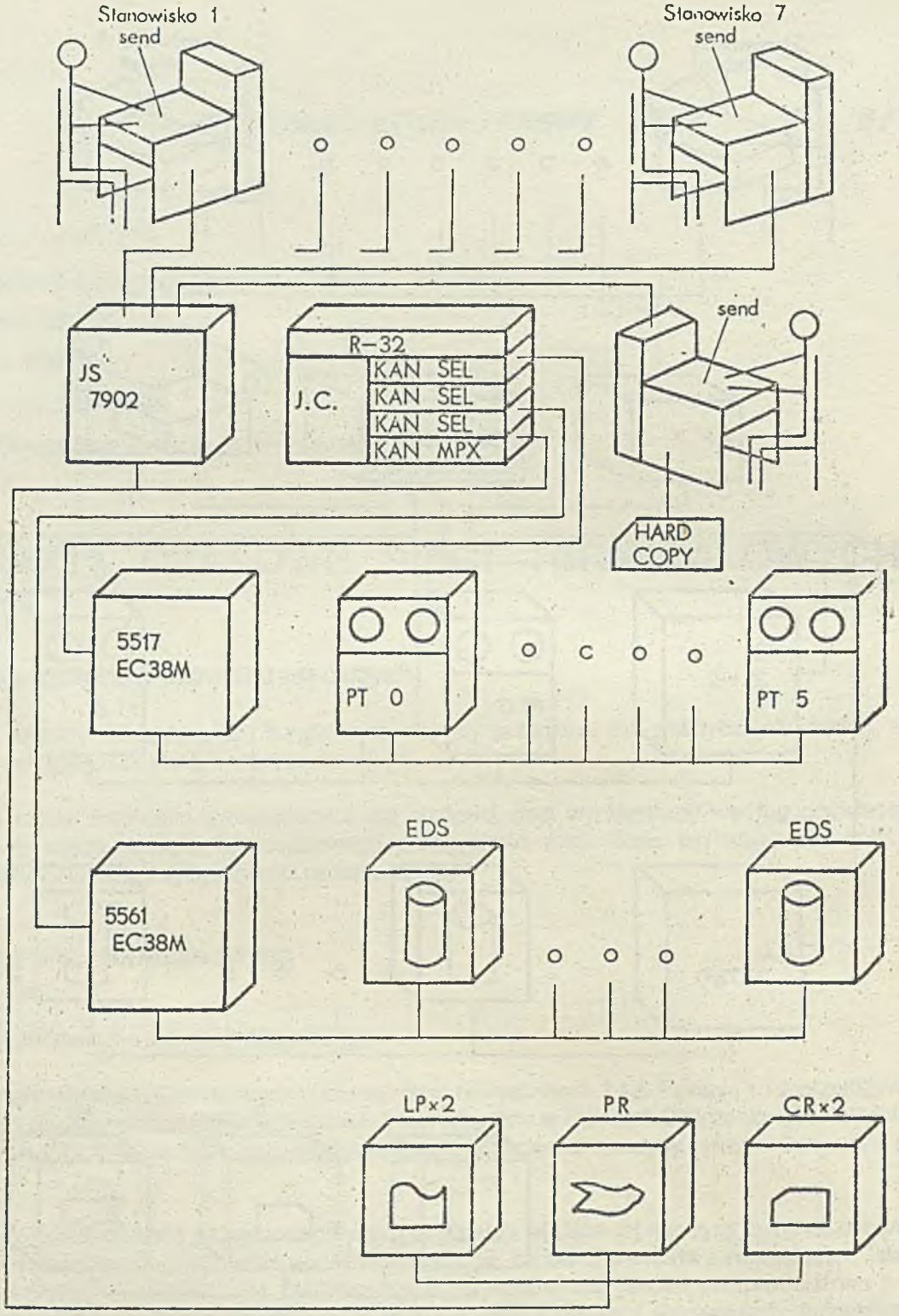
### Sieci terminalowe laboratoriów wielodostępu

Typowe przykłady sieci terminalowych przedstawiono na rysunkach 1 i 2. Rysunki 1 i 2 przedstawiają konfiguracje sieci terminalowych w laboratoriach wielodostępu w Centrum Obliczeniowym Politechniki Wrocławskiej (CO PWr), w których to konfiguracjach zastosowane maszyny cyfrowe Odra 1324 oraz R-32.

W ramach prac nad budową procesora komunikacyjnego dla tej ostatniej maszyny cyfrowej dokonano próby oceny jakości usług tych sieci wielodostępnych [2]. Próba ta wynikała z niskiej oceny jakości pracy konwersacyjnej na R-32; aby zobiektywizować kryteria oceny jakości przeprowadzono próby porównawcze dla tych dwóch systemów. W obu systemach studenci wprowadzają komunikaty z dalekopisu lub klawiatury monitora ekranowego. Komunikaty te są przyjmowane przez urządzenia komunikacyjne (multiplekser MPX oraz jednostkę sterującą monitorów ekranowych) i przekazywane do obsługi przez jednostkę centralną (Odra 1325 lub R-32). Po zakończeniu obsługi zgłoszenia procesor przesyła odpowiedź wyprowadzaną na konsoli studenta. Ten analizuje dane z komputera i po przemyśleniu wysyła następny komunikat (żądanie obsługi).




Rys. 1 Konfiguracja sieci terminalowej laboratorium wielodostępu na mc Odra 1325




Rys. 2 Konfiguracja sieci terminalowej laboratorium wielodostępu na mc R - 32

Nieprzydatność znanych metod analitycznych, brak czasu na dokładną analizę czasów i mechanizmów obsługi w systemach operacyjnych były przyczyną zastosowania metody pomiarowej podczas normalnych (niearanżowanych) zajęć studenckich. CO PWr prowadzi zajęcia laboratoryjne, podczas których studenci kompilują i uruchamiają programy w języku FORTRAN na obu systemach oraz PASCAL (na R-32 pod TSO [3]). Przeprowadzono cztery zestawy dwugodzinnych pomiarów (trzy dla FORTRAN-u oraz jeden dla PASCALA). Dla obu systemów mierzono (stoperem) czas obsługi zgłoszeń przez system (opóźnienie po oczku) oraz czas myślenia studenta.

Parametry systemów operacyjnych podano w tab. 1, a warunki szczegółowe doświadczenia w tab. 2.

- **Wyniki doświadczenia**

Dystrybuanty zmiennej losowej t opóźnienie po oczku przedstawiono na rys. 3a - 3d. Przedziały czasu t dla próbkowania $P(t) = P(t<t^*)$ dobrano tak, by zapewnić mały wpływ błędu pomiaru a uzyskać możliwie pełny obraz charakteru rozkładu. Stąd przedziały próbkowania są wyższe dla małych wartości $t^*$.

Należy zwrócić uwagę na stosunek długości przedziału, w którym skoncentrowany jest zmierzony rozkład T dla TSO do przedziału, w którym jest skoncentrowany rozkład T dla MINIMOP (rys.3a) - przekracza on 43. Wstępna analiza wykazuje, że przy wartościach krańcowych przy użytkowaniu szybko wywołującym np. sesję zajmującą na 1 przebieg 10 ms czasu procesora stosunek ten może znacznie przekroczyć 100 nawet przy tylko dwu użytkownikach wykorzystujących wspólny region w pamięci operacyjnej TSO!

Histogramy (rys. 4) lepiej odzwierciedlają charakter rozkładów zmiennej T niż dystrybuanty. Przyjęto przedziały zmienne podobne do użytych dla dystrybuant, lecz zapewniające czytelność wykresu dla małych wartości T. Widać wyraźnie różnice między pierwszą a drugą próbą z TSO. W obu wypadkach obserwowano dużą liczbę krótkich realizacji czasów odpowiedzi $T < 5$ s : ponad 30 % komend w próbie pierwszej i 50 % w próbie drugiej uzyskiwało dobrą obsługę. Jednak bezwzględna liczba komend obsługiwanych długo $T \geq 30$ s jest w obu wypadkach wysoka - ponad 10 % zgłoszeń jest obsługiwanych źle albo bardzo źle. Należy przy tym dodać, że komendy obsługiwane źle są rzadkie i prawdopodobieństwo nadmiernego przedłużenia wykonywania komend pracochłonnych jest wysokie (nie szacowane).

Najwięcej informacji o charakterze rozkładów można osiągnąć z wykresów funkcji gęstości (rys.5). Dla TSO widać rozkład o charakterze wykładniczym złożonym z rozkładem prawie zdeterminowanym (dla $T < 5$ s ). Ten rozkład dotyczy komend szybko wprowadzanych przez studentów (przykład: 1 SEND - otrzymywały one natychmiastową obsługę).

Zatem można powiedzieć, że TSO zachowuje się jak człowiek reagując w sposób nieprzewidywalny, gdy rozmawia z człowiekiem myślącym, natomiast dla innej maszyny lub przygłupa niemal gwarantuje szybką odpowiedź. Jest to dokładnie przeciwstawne wyobrażeniu autora o zasadach, na jakich powinny działać systemy wielodostępne. Zarazem wykluczа to możliwość transmisji gromadnych (transmisja zbiorów i transmisja zadań) jako transmisji z terminali obsługiwanych przez TSO.

Rozkłady T dla MINIMOP mają charakter zbliżony do normalnego i są skoncentrowane w raczej wąskim przedziale. Histogramy czasu myślenia (reakcji) studentów M (rys.6) wykazują też gorszą jakość pracy pod TSO: po pewnym czasie użytkownik przestaje obserwować pilnie obraz na ekranie a nawet odchodzi, czy też - fakt autentyczny, który zdarzył się również podczas doświadczenia - zabiera się do robótek ręcznych.

Tab.1. Parametry systemów MINIMOP i TSO

| Lp | Nazwa parametru | Znaczenie parametru | Próba | Wartość parametru | Uwagi |
|---|---|---|---|---|---|
| 1 | 2 | 3 | 4 | 5 | 6 |
| 1 | | Wielkość pamięci dla zadań MINIMOP | MMOP1<br>MMOP2 | 19 K słów<br>19 K słów | Pole dla drugiego programu wynosi OKS Zadania MINIMOP można zamienić na pole 11 K słów, co daje dla drugiego programu 8 K słów |
| 2 | | Maksymalny czas procesora przydzielany jednorazowo pojedynczemu zadaniu użytkownika MINIMOP | MMOP1<br>MMOP2 | 3 s<br>3 s | |
| 3 | | Liczba regionów użytkowników | TSO 1 | 3 | W próbie usiłowano poprawić warunki pracy konwersacyjnej |
| 4 | | Wielkość regionu użytkownika | TSO 1<br>TSO 2 | 110 kb | Wielkość przyjmowana standardowo. Obszar dla programów wsadowych wynosił 132 K bajty dla TSO 1 i 250 K bajtów dla TSO 2 |
| 5 | SERVICE | Czas obsługi m-tej kolejki zadań dla n-tego regionu | TSO 1 | 12 s | |

Tab.1. Parametry systemów MINIMOP i TSO - c.d.

| 1 | 2 | 3 | 4 | 5 | 6 |
|---|---|---|---|---|---|
| 6 | AVGSERVICE | Miarka większa (majorslice) przydzielana dla zadania w poszczególnym regionie równa SERVICE/K, gdzie K jest długością kolejki z tym zadaniem w chwili obliczania | TSO 1<br>TSO 2 | ustawiony | |
| 7 | MINSLICE | Minimalna miarka większa przydzielona dla zadania w m-tej kolejce | TSO 1<br>TSO 2 | 3 s | |
| 8 | SUBCUEUZS | Liczba kolejek w n-tym regionie | TSO 1<br>TSO 2 | 1 s | Zarządzanie jednokolejkowe |
| 9 | MAXOCOU-PANCY | Czas pobytu zadania w PAO, po którym zostanie ono przesunięte do kolejki o niższym priorytecie | TSO 1<br>TSO 2 | 30 s | Przy 1 kolejce w regionie może to dotyczyć tylko priorytetu względnego |
| 10 | CYCLES | Liczba przejść przez kolejkę przed przekazaniem sterowania do kolejki o niższym priorytecie | TSO 1<br>TSO 2 | 1 | |
| 11 | BACKGROUND | Minimalny procent czasu procesora przydzielony zadaniom wsadowym | TSO 1<br>TSO 2 | 20 | Nieporozumienie! |

Tab.1. Parametry systemów MINIMOP i TSO - c.d.

| 1 | 2 | 3 | 4 | 5 | 6 |
|---|---|---|---|---|---|
| 12 | PRIORITY NOWAIT | Miarka mniejsza (minor slice) przydzielana dla każdego regionu jest równa | TSO 1 TSO 2 | ustawiony | Miarka mniejsza jest obli - czana na podstawie zaplanowa - nego czasu następnej wymiany (SWAP) i czasu dla zadań wsadowych |

Pewne wyjaśnienie przyczyn różnic wyników w dwóch próbach z TSO daje analiza raportów o pracy komputera. W pierwszej próbie wszystkie sesje (7) pracowały przez cały czas zajęć: od około 11:40 do około 13:00 i wykorzystywały podobne czasy procesora, tj. od około 38 do około 101 s, łącznie około 530 s, co stanowi około 11 %.

W drugiej próbie założono 13 sesji, (jednocześnie nie więcej niż siedem), z których pięć pracowało przez prawie pełny czas zajęć (13:20 do 15:10). Sesje te wykazały od 0.0 s do ponad 72 s, przy czym łącznie wykorzystano 1800 s, tj. 27 %.

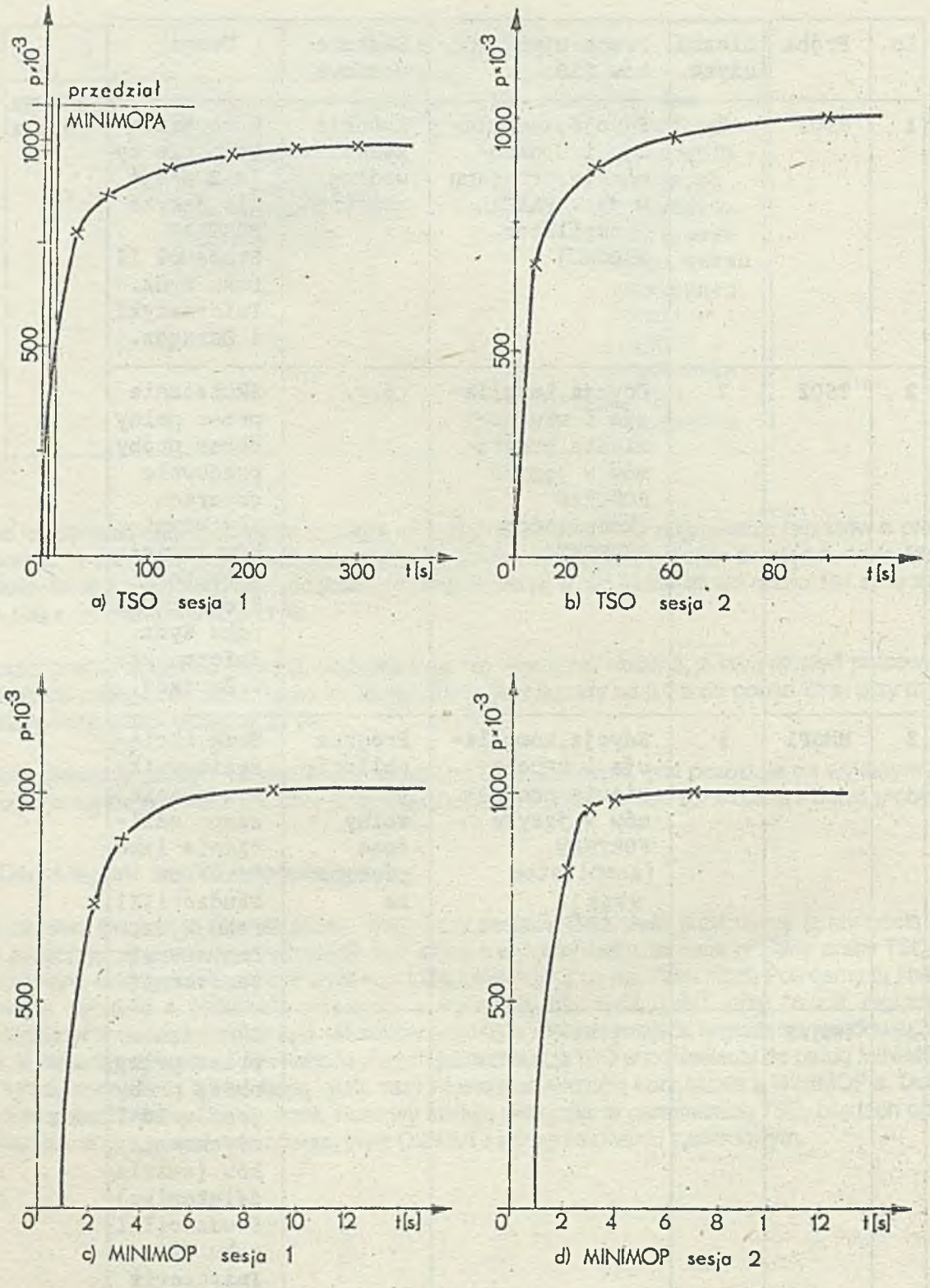
Podczas pierwszej próby z MINIMOP-em zmierzono czas procesora, jaki pozostaje na wykonywanie drugiego (w sensie egzekutora EX2M) programu. Czas ten wyniósł ponad 85 % czasu trwania próby.

- Ocena ogólna wyników doświadczenia

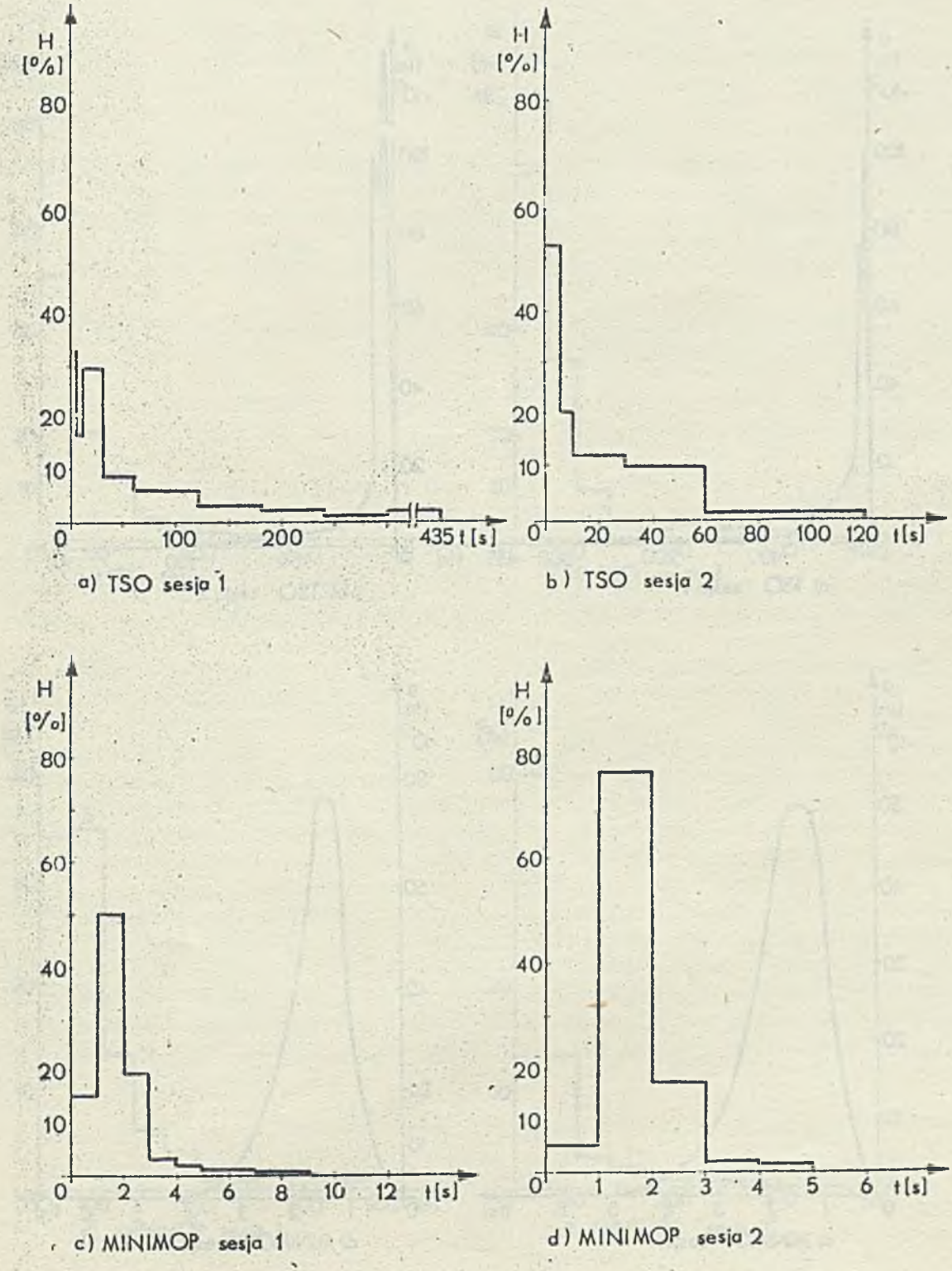
Cena zestawu Odra 1325 wynosi około 1/10 ceny zestawu R-32. Jeśli przyjmiemy (z korzyścią dla R-32) proporcjonalne koszty eksploatacji oraz stopień wykorzystania, to cena godziny pracy TSC na R-32 powinna dziesięciokrotnie być wyższa niż dla MINIMOP-a na mc Odra 1325. Pomijamy tu koszty ładowania systemu i obliczenia wsadowe z korzyścią dla R-32, gdyż przy trzech regionach użytkowników w maszynie o pomięci 1M bajtów pozostaje niewiele miejsca na zadania wsadowe. Jeśli przez k oznaczymy wartość pewnego kryterium jakości usług TSO w odniesieniu do usług MINIMOP-a, to koszty korzystania z TSO będą 10/k razy większe od kosztów korzystania z MINIMOP-a. Dobór kryterium pozostawiamy Czytelnikowi. Rezerwy istnieją wszędzie: w parametrach TSO, błędach opisu parametrów, w całym systemie operacyjnym OS/MVT i oprogramowaniu systemowym.

Tab.2 Warunki robocze podczas doświadczenia

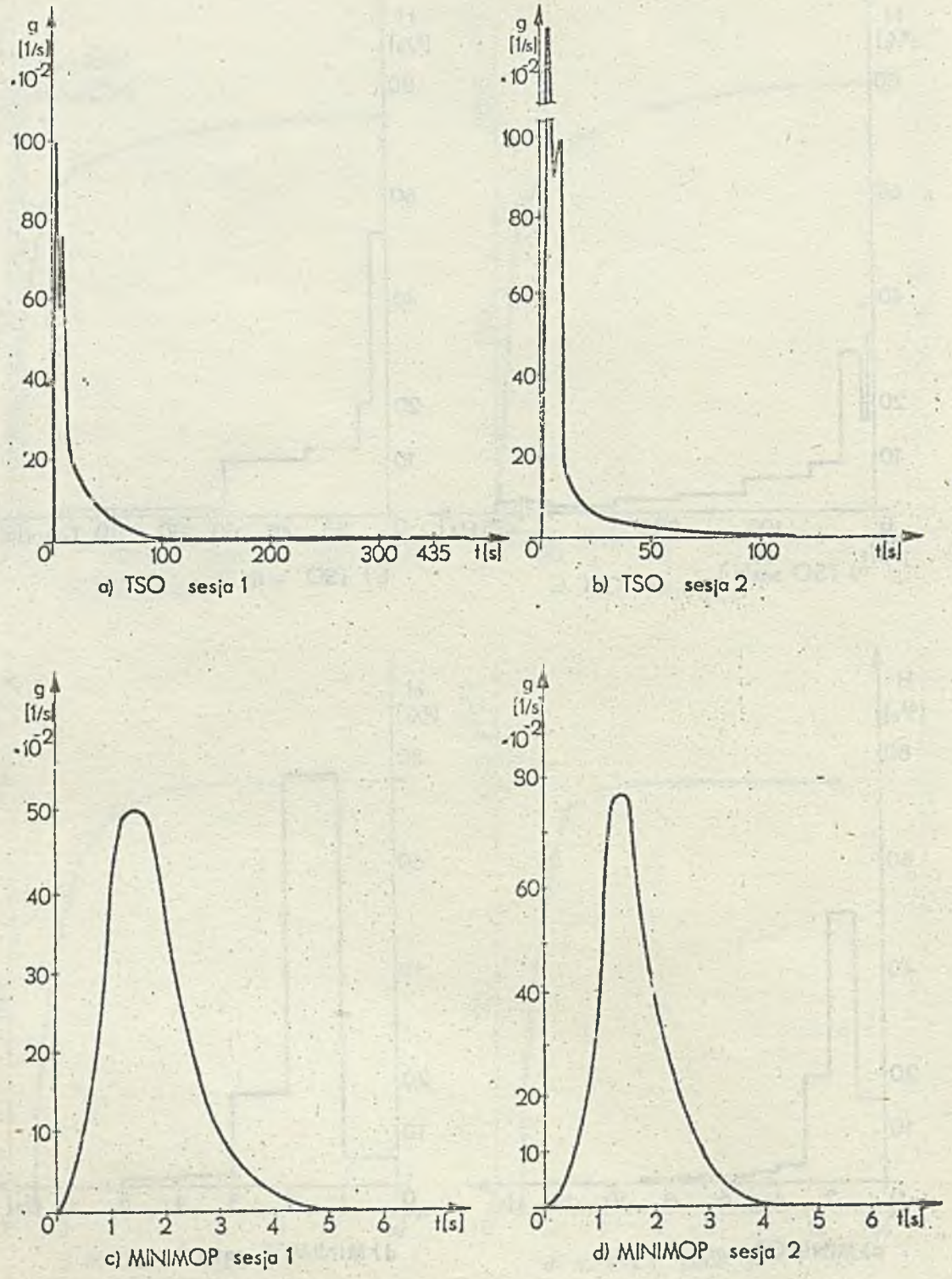
| Lp. | Próba | Liczba użytk. | Praca użytkowników TSO | Zadanie wsadowe | Uwagi |
|---|---|---|---|---|---|
| 1 | TSO1 | 7 | Edycje,kompilacja i uruchomienie programu w jęz. PASCAL (kompilator PASCAL) | Krótkie zadanie według zamówień | W terminie prób nie było 2 sesji dla języka FORTRAN Studenci II roku Wydz. Informatyki i Zarządz. |
| 2 | TSO2 | 7 | Edycja,kompilacja i uruchomienie programów w języku FORTRAN (kompilator IEYFORT) | j.w. | Skutecznie przez pełny okres próby pracowało czterech użytkowników (awaria sprzętu) Studenci II roku Wydz. Informatyki i Zarządz. |
| 3 | MMOP1 | 5 | Edycja,kompilacja i uruchomienie programów w języku FORTRAN (kompilator XFAE) | Program obliczający wolny czas procesora | Brak obciążeniawynika z wcześniejszego zaliczania laboratorium StudenciIII roku Wydz. Inżynierii Sanitarnej |
| 4 | MMOP2 | 8 | j.w. | - | Skutecznie przez pełny okres próby pracowało 7 użytkowników (awaria dalekopisu) StudenciIII roku Wydz. Inżynierii Sanitarnej |



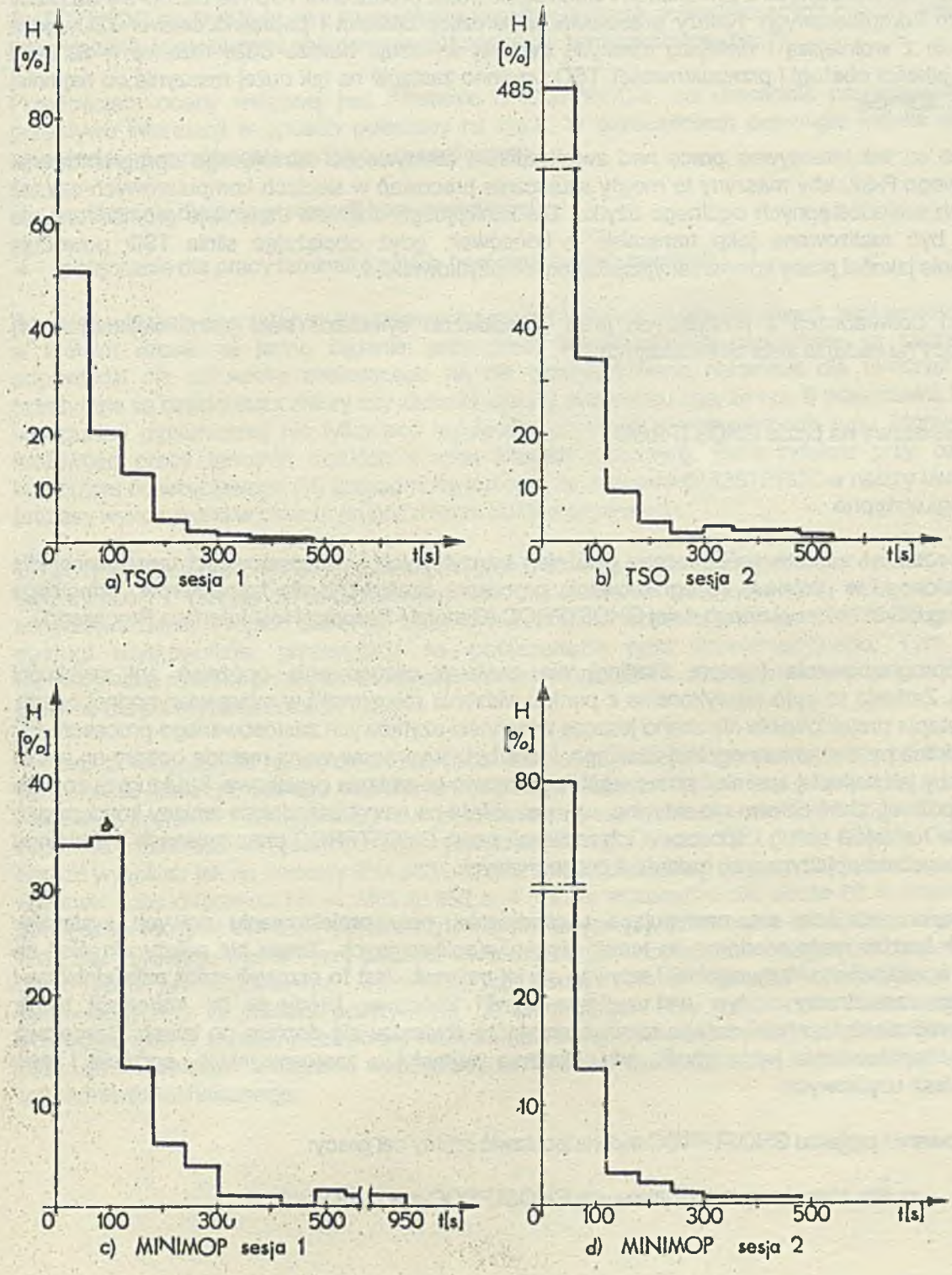

Rys. 3 Dystrybuanty opóźnienia po oczku T




Rys. 4 Histogramy opóźnienia po oczku T




Rys. 5 Funkcje gęstości




Rys. 6 Histogramy czasu myślenia

- **Wnioski dotyczące sieci**

W wersjach standardowych z parametrami zalecanymi przez producenta TSO nie nadaje się do pracy w sieciach komputerowych. Należy przeprowadzić dłuższe badania i poprawić drajwer TSO, gdyż porównanie z wolniejszą i mniejszą maszyną cyfrową wykazuje bardzo duże rezerwy w zakresie poprawy jakości obsługi i przepustowości. TSO powinno zastąpić na tak dużej maszynie co najmniej kilka MINIMOP-ów.

Konieczne są też intensywne prace nad zwiększeniem efektywności istniejącego oprogramowania systemowego R-32, aby maszyny te mogły skutecznie pracować w sieciach komputerowych czy też systemach wielodostępnych ogólnego użytku. Dla istniejącego drajwera transmisje gromadzone nie powinny być realizowane jako transmisje z końcówek, gdyż obciążając silnie TSO powodują pogorszenie jakości pracy konwersacyjnej dla innych użytkowników.

W wyniku doświadczeń z powyższych prób opracowano symulator sieci jednokolejkowych [4] pozwalający na badania sieci terminalowych.

## Sieć terminalowa na bazie GHOSTPROC

- **Uwagi wstępne**

Niniejszy rozdział zawiera próbę oceny opóźnień tranzytowych i przepustowości teoretycznej dla przedstawionego w projekcie oprogramowania procesora czołowego dla komputerów Jednolitego Systemu na EC 8371 nazywanego dalej GHOSTPROC (General - Purpose Host Interface Processor).

Projekt oprogramowania (system Starling) nie zawierał oszacowania opóźnień ani szybkości transmisji. Zadanie to było niewykonalne z punktu widzenia rzeczowej i w miarę wiarygodnej oceny, gdyż na etapie projektowania nie znano jeszcze własności użytkowych zastosowanego procesora EC 8371, brak też było struktury ogólnej Starlinga, która była wypracowywana metodą bottom-up w taki sposób, aby jak najlepiej spełniać poszczególne podstawowe zadania cząstkowe. Struktura ta została ustalona później, choć celowo nie sztywno, aby pozwalała na nawet zasadnicze zmiany koncepcyjne w zakresie rodzajów usług i sposobów ich realizacji przez GHOSTPROC przy zmianach w Starlingu ograniczonych do pojedynczych modułów programowych.

Zastosowane podejście ma następujące uzasadnienie: przy projektowaniu nowych systemów złożonych bardzo mało wiadomo na temat aspektów aplikacyjnych. Zatem nie należy określać na początku koncepcji struktury ogólnej i sztywno się jej trzymać. Jest to przecież rzecz najtrudniejsza i wywierająca zasadniczy wpływ na uzyskane wyniki końcowe; błędy w tej koncepcji mogą spowodować nieużyteczność całego rozwiązania, którą stwierdza się dopiero po latach. Bezcelowe zatem jest opracowanie jej w chwili, gdy wiadomo najmniej o zastosowaniach, sprzęcie i jego własnościach użytkowych.

Po opracowaniu projektu GHOSTPROC można postawić realny cel pracy:

ocena charakterystyk użytkowych GHOSTPROC-a w sieci MSK.

- **Opis obiektu**

GHOSTPROC ma być jednym z komputerów komunikacyjnych pośredniczących między końcówkami (terminalami), komputerami obliczeniowymi i podsiecią komunikacyjną (rys.7).

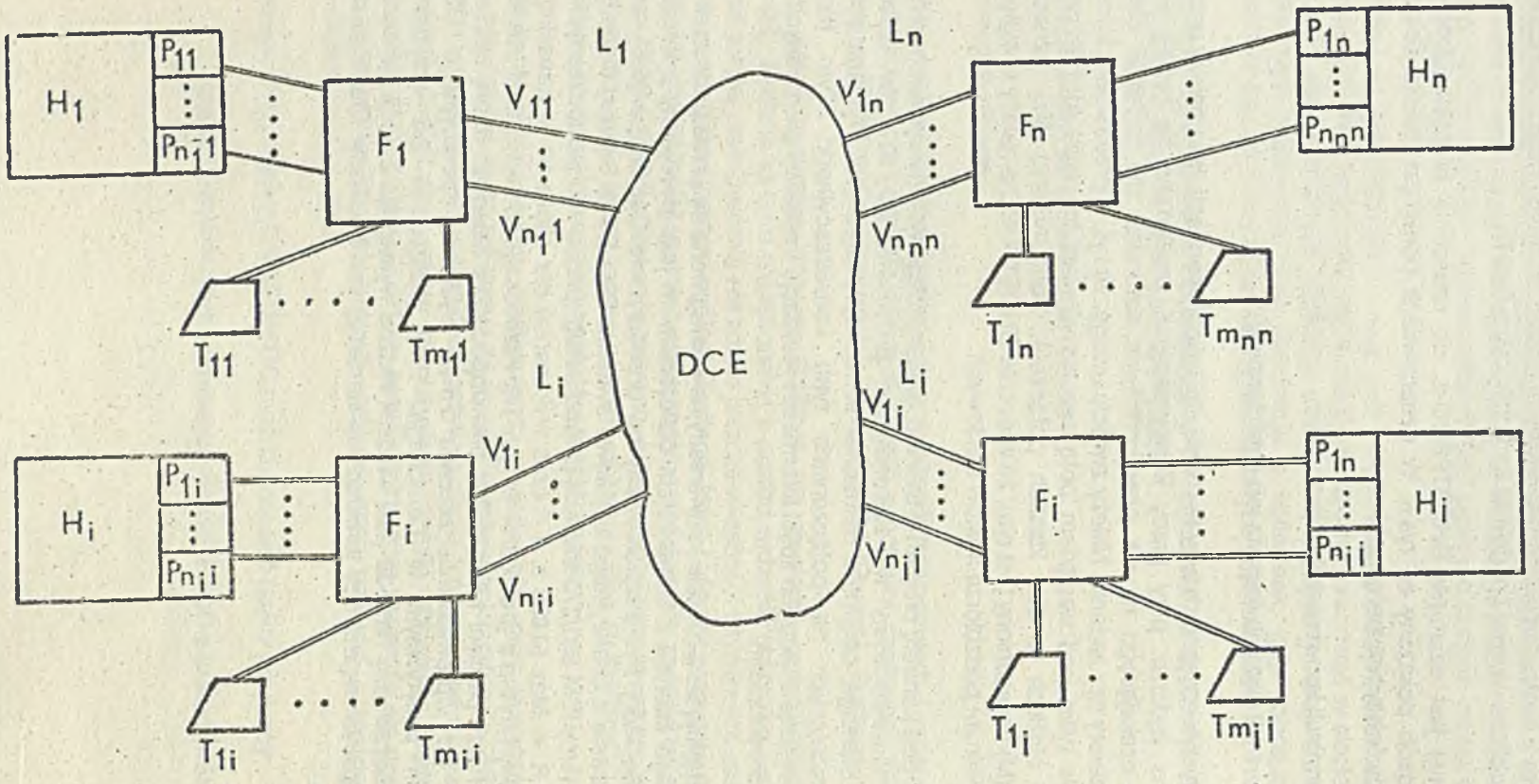
Przedmiotem oceny wstępnej jest działanie GHOSTPROC-a, co uzasadnia przedstawienie dróg przepływu informacji w sposób pokazany na rys.8. W oznaczeniach pominięto indeks sieciowy i wprowadzono rozróżnienie dwóch typów połączeń:

- połączenie dla pracy terminali konwersacyjnych
- połączenie dla pracy teminali ciężkich (remote job entry terminal)

Z punktu widzenia charakterystyk czasowych typy te różnią się ilością informacji, jaką należy przesłać w krótkim czasie na jedno żądanie: przy pracy konwersacyjnej przesyłane są raczej krótkie odpowiedzi dla człowieka czekającego na nie przy końcówce, natomiast dla terminali ciężkich przesyłane są często duże zbiory czy zadania. Należy zwrócić uwagę, że rys. 8 przedstawia fotografię konfiguracji dynamicznej nie tylko pod względem połączeń ale również ich typu (dopuszcza się możliwość pracy terminali ciężkich w obu klasach połączeń). Brak indeksu przy oznaczeniu komputera obliczeniowego (M) uzasadniony jest tym, że w ocenie GHOSTPROC-a należy uwzględniać procesy wykonywane w dowolnym podzbiorze hostów sieciowych.

GHOSTPROC ma pracować pod kontrolą programu Starling zawierającego własny system operacyjny (koordynator i drajwery) ukierunkowany na zastosowanie procesora EC 8371 w dziedzinie teleprzetwarzania. Projekt Starlinga obejmuje dokładnie schematy programów wymaganych dla obsługi użytkowników pracujących na połączeniach typu konwersacyjnego. Tym niemniej przewidywano również przesyłanie większych ilości informacji i realizację transmisji gromadnych (bulk transfer) dla przesyłania zbiorów i zadań.

Koncepcja wstępna jest następująca: terminale konwersacyjne obsługiwane są przez podsystem ARA (w systemie Starling), którego interfejs z komputerem obliczeniowym jest identyczny z interfejsem Parrota w systemie Phoenix, który był eksploatowany na Uniwersytecie Cambridge [5,6], a który zapewnia możliwość korzystania z atrakcyjnego użytkowo systemu TSO (Time Sharing Option) przy bardzo wysokich jak na systemy IBM 360/370 miarach jakości usług (ponad 130 jednoczesnych sesji; warunek: czas odpowiedzi R < Max (0,853 s, 4 * czas wykonania) dla około 80 % transakcji przy pamięci operacyjnej 4 M bajty i dysku z głowicami stałymi [7]. Przenosząc to na warunki polskie, dla R-32 bez szybkiego dysku i przy pamięci 1 Mb można prawdopodobnie osiągnąć dobrą obsługę do 30-50 sesji jednocześnie po wprowadzeniu zestawu zmian systemu operacyjnego OS/MVT sprawdzonych z wynikiem pozytywnym w Cambridge. Przy praktycznie 2-3 sesjach TSO obsługiwanych w sposób niezawodny na R-32 (taki wniosek można wyciągnąć z doświadczenia [1]) dyskusje i celowość rozwiązania współpracy terminali konwersacyjnych i hosta w Starlingu nie ma uzasadnienia technicznego.




$H_i$ I - ty komputer obliczeniowy,

$L_i$ I - ta linia,

$T_{ij}$ I - ty terminal podłączony do j - tego procesora,

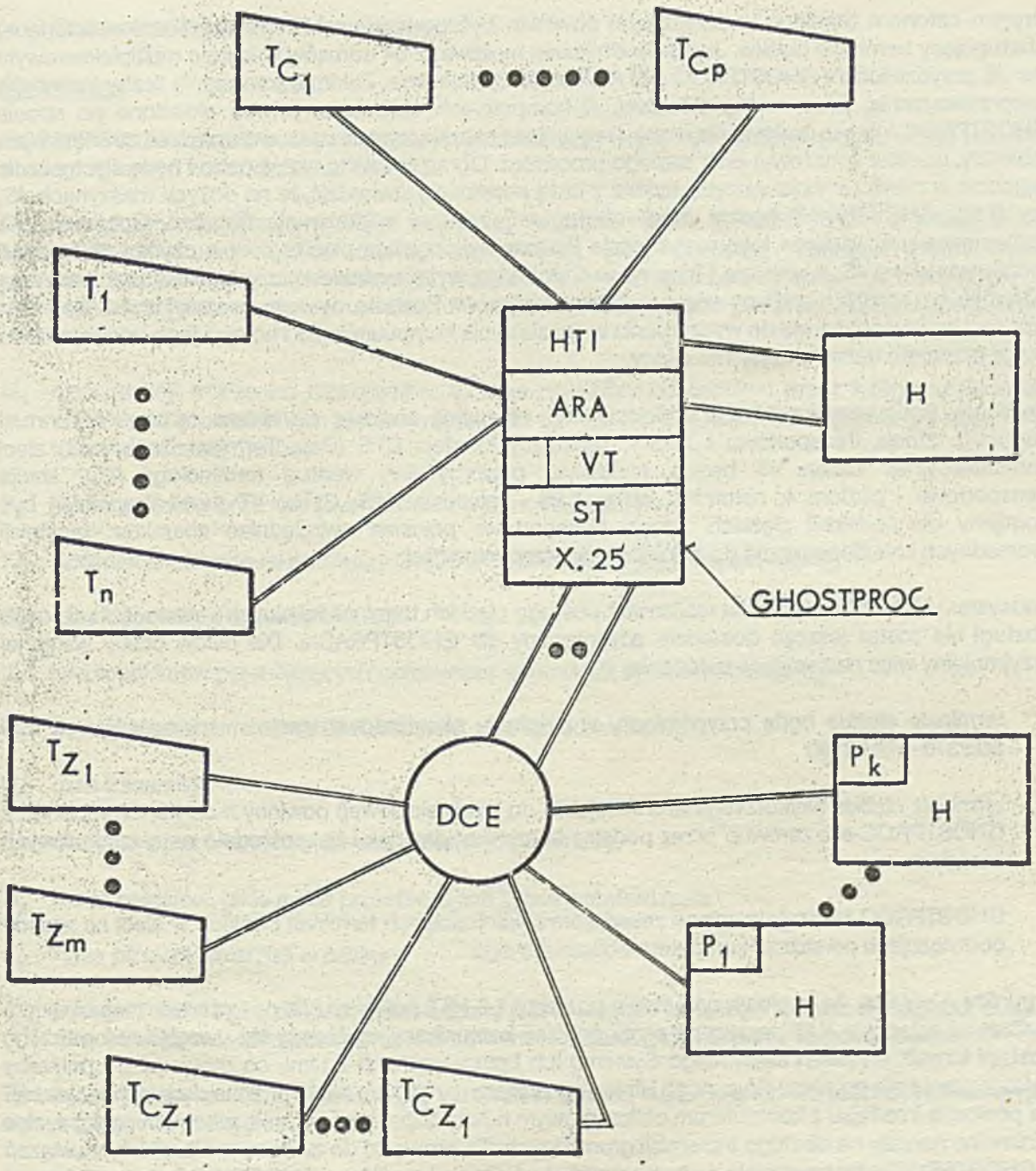
$P_{ij}$ I - ty proces w j - tym komputerze obliczeniowym,

$F_i$ I - ty sieciowy proces komunikacyjny,

$V_{ij}$ I - te połączenie logiczne w j - tej linii,

DCE podsieć komunikacyjna.

Rys. 7 Ogólna konfiguracja sieci komputerowej




| | |
|---|---|
| H | komputer obliczeniowy (host) lokalny |
| $T_{ci}$ | i-ty ciężki terminal lokalny |
| $T_l$ | i-ty terminal lokalny |
| $T_{zi}$ | i-ty terminal sieciowy |
| $T_{cz_i}$ | i-ty ciężki terminal sieciowy |
| $HT_i$ | oprogramowanie dla transmisji gromadnych hosta |
| $p_i$ | i-ty proces sieciowy |
| X.25 | oprogramowanie sieciowe - poziom 2 i 3 |
| ST | oprogramowanie transportowe - poziom 4 |
| VT | oprogramowanie sieciowe - poziom 5, 6, 7 |
| ARA | oprogramowanie terminalowe dla hosta |

Rys. 8 Sieć terminalowa na bazie GHOSTPROC-a

Drugim członem Starlinga w przyszłości powinien być podsystem HTI (Heavy Terminal Interface) obsługujący terminale ciężkie. Jest to technicznie możliwe: z 64 adresów w kanale multiplekserowym mc JS przydzielonym GHOSTPROC-owi ARA wykorzystuje dwa. Zatem ograniczenia liczby systemów teleprzetwarzania, jakie można stosować w komputerach obliczeniowych są określone po stronie GHOSTPROC-a przez praktycznie dostępną pamięć i charakterystyki czasowe urządzeń zewnętrznych (skanery, adapter kanałowy) oraz samego procesora. Ograniczenia te nie są ostre i będą się znacznie łagodzić w miarę rozwoju sprzętu; można z całą pewnością stwierdzić,że na dużych maszynach JS, jak R-60, GHOSTPROC będzie mógł obsługiwać zestawy większe niż Phoenix. Optymizm ma następujące uzasadnienie techniczne: sesje Parroła wykorzystują pięć regionów użytkowników z 16 możliwych w ms JS, a większe i inne niż w Cambridge wykorzystanie kluczy ochrony pamięci mogą pozwolić na rozdział sesji na większą liczbę regionów. Ponadto system operacyjny OS/MVT jest źródłem rezerw chyba nie do wyczerpania w czasie życia komputerów JS i kolejne jego udoskonalenia mogą przynieść dalsze pozytywne efekty.

Pomiędzy podsystemem ARA a podsiecią komunikacyjną znajdują się dalsze człony: VT (Virtual Terminal), stacja transportowa i X.25 - realizujący interfejs DTE (Data Terminal Equipment) sieci komunikacyjnej. Człon VT będzie realizował poziomy 5-7, według terminologii ISO, stacja transportowa - poziom 4, natomiast człon X.25 - zalecenie X.25. Człon VT może i powinien być pomijany dla terminali ciężkich. Stacja transportowa powinna uwzględniać charakter transmisji gromadnych i nie dopuszczać do zmniejszania przepustowości.

Podsystem HTI ma w założeniu realizować obsługę ciężkich terminali lokalnych i sieciowych. Sposób obsługi nie został jeszcze dokładnie zdefiniowany dla GHOSTPRAC-a. Dla celów oceny wstępnej przyjmujemy więc następujące założenia:

A terminale ciężkie będą przypominały w działaniu standardowe stacje wsadowe systemu IBM 360/370 - IBM 2780

B terminale ciężkie (wykorzystywane specjalnie do pracy sieciowej) powinny móc współpracować z GHOSTPROC-em zarówno przez podsieć komunikacyjną, jak i bezpośrednio na niezmienionych zasadach

C GHOSTPROC realizuje zamianę zasad komunikacji nowych terminali ciężkich w sieci na zasady obowiązujące po stronie komputera obliczeniowego

Z punktu A wynika, że w pierwszym etapie poziomy 1-3 HTT powinny (dla nowych terminali ciężkich) realizować zalecenia X.25 narzucane przez podsieć komunikacyjną. Należy też uwzględniać potrzebę obsługi innych urządzeń Jednolitego Systemu lub kompatybilnych z nimi, co prowadzi do potrzeby wykorzystania dla poziomu fizycznego i liniowego innych rozwiązań, niż X.25 (inne drajwery urządzeń). Na poziomie interfejsu z komputerem obliczeniowym należy zapewniać wysoką przepustowość, a więc minimalne narzuty na obsługę transmisji gromadnych. To prowadzi do zastosowania takich rozwiązań w GHOSTPROC-u,by transmisje do hosta mogły być długie i rzadkie, a GHOSTPROC nie przepisywał danych z bufora do bufora. To ostatnie wymaganie prowadzi do wymagania konstrukcyjego: skanery i/lub adaptery kanałowe typu 2 potrzebne dla dużych szybkości transmisji powinny umieć działać na listach buforów a nie na pojedynczych buforach (rozwiązanie nie wydaje się trudne - cechę taką ma mieć np.adapter liniowy węzła ALS-11M). Należy też pamiętać o celowości pracy terminali ciężkich na połączeniach typu konwersacyjnego. Stąd użytkownik powinien wybierać żądany rodzaj pracy. Dane o wyborze oraz inne wymagania mogą być przesłane np. w polu Call User Data pakietu CALL REQUEST/INDICATION i w polu Clearing User Data pakietu CLEAR REQUEST/INDICATION-X.25. W ostateczności można stosować dodatkowe pakiety danych na informacje sterujące przed rozpoczęciem i po zakończeniu właściwych transmisji gromadnych.

- **Oszacowanie parametrów czasowych**

Opis ogólny

GOSTPROC dla potrzeb oceny charakterystyk czasowych może być traktowany jako układ masowej obsługi zgłoszeń w oczkach według rys.9.

Dla uproszczenia przyjmujemy układ zastępczy "widziany" przez GHOSTPROC - z jednej strony użytkownik, z drugiej system obsługi użytkownika, który obejmuje wszystkie dławiki ruchu pośredniczące pomiędzy rzeczywistym użytkownikiem (w szczególności może to być również proces w hoście) a właściwym systemem obsługi. Pojedyncze oczko opisane jest przez następujące zmienne losowe:

$M_s$ czas reakcji (myślenia) użytkownika, tj. czas pomiędzy odebraniem przez k-tego użytkownika odpowiedzi a przesłaniem komendy/jednostki danych do GHOSTPROC-a (obejmuje opóźnienia tranzytowe na tej drodze)

$P_s$ liczba pakietów przenoszących komendę/jednostkę informacji

$X_s$ opóźnienie tranzytowe pomiędzy GHOSTPROCE-em a systemem obsługi $S_k$

$S_s$ czas odpowiedzi systemu obsługi

$L_s$ liczba pakietów przenoszących pojedynczą odpowiedź systemu obsługi $S_k$

$X'^*_s$ opóźnienie tranzytowe GHOSTPROC-a do użytkownika $U_s$

$C_s$ czas transmisji

Ponadto oczko jest charakteryzowane przez dwa parametry:

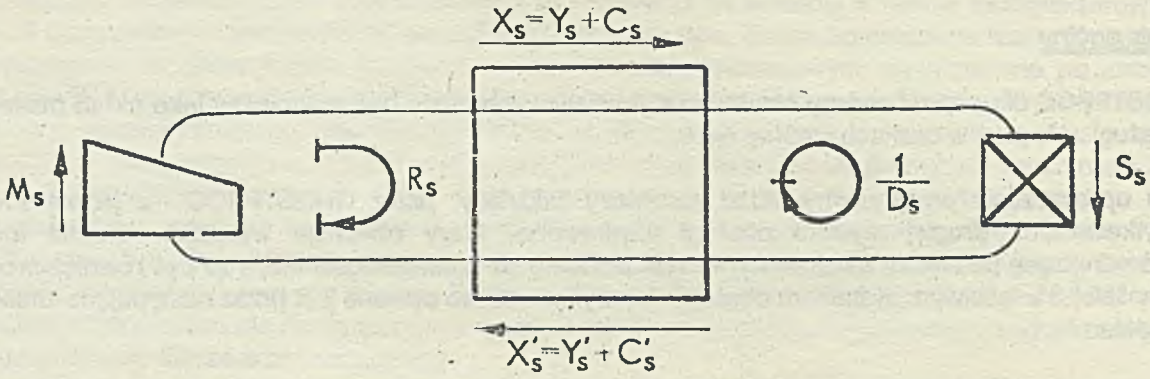
$O_s$ liczba pakietów, jakie może przesłać $U_i$ lub $S_i$ bez potwierdzenia

$K_s$ klasa pilności transmisji w oczku

Uwaga: termin klasa pilności wprowadzany jest w miejsce mylącego terminu throughput class w zaleceniach X.25 - przepustowość jest bowiem określana głównie przez szerokość okna.

Tą i w całej pracy zmienne losowe będą oznaczane dużymi literami, a ich wartości oczekiwane tymi samymi, lecz małymi literami.

Przyjmuje się, że w sieci MSK będą obowiązywały wartości parametrów oczek podane w tab. 3.




$Y_s(Y'_s)$ - czas oczekiwania pakietu,

$C_s(C'_s)$ - czas transmisji pakietu.

Rys. 9 Oczko w rozpatrywanej sieci GHOSTPROC

Tab.3 Parametry oczek

| Klasa pilności | Szerokość okna Os | Uwagi |
|---|---|---|
| 1 | 1 | Dla transmisji pingpongowych ( send-and-wait) |
| 2 | 2 | Dla transmisji mieszanych, normalnych w duchu Zaleceń X.25 |
| 3 | 7 | Dla transmisji gromadnych |

Klasa 1 cechuje się najniższą wartością gwarantowanego opóźnienia tranzytowego (lub po oczku) i małą średnią przepustowością oczka. Zapewnia dobrą obsługę ograniczonej liczby użytkowników pracujących na połączeniach konwersacyjnych.

Klasę 2 cechują średnie wartości gwarantowanego opóźnienia tranzytowego, ale nieco większa przepustowość. Przyjęta została dla użytkowników pracujących w trybie mieszanym zgodnie z duchem zaleceń X.25.

Klasę 3 cechują najwyższe wartości gwarantowanego opóźnienia tranzytowego, ale wysoka przepustowość długoterminowa;jest odpowiednia dla transmisji gromadnych (transmisja zbiorów i zadań).

Oszacowanie przepustowości teoretycznej

Przez przepustowość teoretyczną rozumiemy maksymalną łączną intensywność ruchu dopuszczalną przez Starling. Jest ona określana przez czas procesora ES 8371 potrzebny na odbiór, ewentualne przetwarzanie i wysyłanie pakietu z GHOSTPROC-a.

Czasy przetwarzania oceniono wstępnie na podstawie schematów szczegółowych Starlinga, a przepustowość teoretyczną wyznaczono osobno dla poszczególnych klas oczek obsługiwanych przez GHOSTPROC-a.

Przepustowość teoretyczna ma jednak charakter głównie reklamowy: w rzeczywistych zastosowaniach intensywności ruchu są ograniczone przez szybkość pracy urządzeń (łączny) i czasy odpowiedzi/reakcji w poszczególnych oczkach; przepustowość teoretyczna wyznacza tylko granicę, do jakiej można dojść przez polepszenie parametrów technicznych sieci.

W tab. 4 przedstawione zostały wstępne oczasowania czasów przetwarzania przepływających przez GHOSTPROC buforów/pakietów, na ich podstawie obliczono maksymalną dopuszczalną intensywność ruchu.

Tab.4 Wstępne oszacowania czasów przetwarzania

| Lp | Oczko | Długość bufora (w znakach) | | Czas przetwarzania jednego znaku | | Czas przetwarzania bufora | | Łączny czas przetwarzania | | Maks. dop. int. ruchu | |
|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|
| | | min | max | ms | z DMA ms | ms | z DMA ms | ms | z DMA ms | (buf. /s) | z DNA |
| 1 | $T_s$-H | 1 | 80 | 0,06 | - | 12.4 | - | 17.2 | - | 58 | - |
| 2 | $T_{C_s}$-H | 1 | 128 | 0,06 | 0,006 | 13.4 | 13.4 | 21.08 | 13.78 | 47 | 72 |
| 3 | $T_{Z_s}$-H | 1 | 128 | 0,05 | 0,006 | 18.0 | 18.0 | 24.4 | 18.76 | 40 | 53 |
| 4 | $T_{CZ_s}$-H $H_s$ | 1 | 128 | 0,05 | 0,006 | 13.6 | 13.6 | 20.0 | 14.4 | 50 | 69 |
| 5 | $T_s$ - $H_j$ | 1 | 80 | 0,1 | - | 24.4 | - | 32.4 | - | 30 | - |
| 6 | $T_{CZ_s}$-$H_j$ | 1 | 128 | 0,1 | 0,006 | 20.0 | 20.0 | 32.8 | 20.76 | 30 | 49 |

$j = j(s)$

**Uwaga**: podane czasy liczone są z nadmiarem

Oszacowanie opóźnienia tranzytowego

Przedział, w którym skoncentowane będzie opóźnienie tranzytowe ograniczony jest z góry przez czas transmisji maksymalnej kolejki do wybranego wyjścia GHOSTPROC-a, gdyż przetwarzanie odebranych komunikatów/pakietów współbieżne jest z transmisją. Stwierdzenie jest prawdziwe przynajmniej dla niskich szybkości transmisji wyjściowych, gdy kolejki będą powstawać.W GHOSTPRC-u w pierwszym etapie szybkość linii sieciowych i terminalowych wynosić będzie do 300 bajtów/ s (nierówność wynika z wtrącenia zer przez skanery HDLC). Po stronie komputera obliczeniowego szybkość ta określana jest przez drajwer adaptera kanałowego AK: dla AK1 bez bezpośredniego dostępu do pamięci EC 8371 można ją oszacować na nie mniej niż

$$\frac{1}{100 \ \frac{\text{rozkazów}}{\text{bajt}} \times 2.10^{-6} \ \text{s/rozkaz}}$$

tj. 500 bajtów/s

Wynika stąd, że opóźnienie tranzytowe na drodze GHOSTPROC - host będzie małe, natomiast w kierunku przeciwnym będą powstawały kolejki.

W pracy sieciowej, gdyby wszyscy użytkownicy pracowali w klasie pilności 1, maksymalna kolejka, jaką może zastać pakiet do linii sieciowej wyniosłaby dla pakietów o stałej długości około

$$\sum_{s=1}^{k_1} W_s - \frac{\left( \sum_{s=1}^{k_1} O_s - 1 \right) T_G}{T_U} \qquad (1)$$

gdzie:

$T_G$ — czas transmisji pakietu od hosta do GHOSTPROC-a

$T_U$ — czas transmisji pakietu od GHOSTPROC-a do podsieci komunikacyjnej,

$k_1$ — liczba użytkowników w klasie pilności 1.

Stąd maksymalne opóźnienie tranzytowe można oszacować przez nierówność:

$$X \leqslant \left( \sum_{s=1}^{k_1} \theta_s - \frac{\sum_{s=1}^{k_1} (O_s - 1) T_G}{T_U} \right) T_U \qquad (1')$$

Po podstawieniu

$$\downarrow s \in 1,\ldots,k_1 \uparrow \quad w_k = 1 \qquad \text{( klasa pilności 1 - okno = 1)}$$

$$T_G = 16.10^{-3}\ s \quad \text{i} \quad T_U = 0{,}3\ s \qquad \text{( pakiety o długości pola danych 80 )}$$

mamy w przybliżeniu

$$X < 0{,}3m - 0{,}02$$

Przyjmując, że dla klasy pilności 1X ma być ograniczone do 2s, uzyskujemy liczbę użytkowników:

$$k_1 \leqslant 6$$

Pozostałych użytkowników można obsługiwać w klasie niższej. W tym wypadku T z (1) należy wymnażać przez pewien współczynnik a opisujący dławienie ruchu użytkowników klasy 2 przez użytkowników klasy 1 trudny do oceny. Jeśli przyjmiemy (założenie dla oprogramowania) $a \leqslant 2$, to mamy dla każdego $O_s = 2$,

$$s = 7,\ldots,30$$

$$X < 30s.$$

W rzeczywistości $X < 15s$, gdyż użytkownicy w klasie pilności 2 będą skutecznie pracować z oknem = 1 (praca konwersacyjna).

**Uwaga:** na drodze terminal monitorowy (grupowy) - EC 8371 znajduje się jeszcze jeden dławik ruchu: jednostka sterująca monitorów ekranowych EC 7901. Tu nie można stosować klas pilności, gdyż sprzęt ich nie realizuje. Należy więc się liczyć z większymi opóźnieniami tranzytowymi w klasie. Należy też przyjąć za standard transmisję w porcjach nie przekraczających długości jednego wiersza (wymaganie dla oprogramowania).

Wartości oczekiwane opóźnienia tranzytowego $t_{U_s}$ można oszacować wstępnie na podstawie oczekiwanej intensywności ruchu.

Rozpatrzmy s-te oczko, w którym przesyłane są do s-tego użytkownika pakiety o długości d. średnie opóźnienie tranzytowe do użytkownika będzie wynosić:

$$t_{U_s} = t_{U_s}\ (r + 1) \qquad (2)$$

gdzie:

r -jest długością kolejki w chwili nadejścia rozpatrywanego pakietu,

$t_{U_S}$ - czasem transmisji ramki do linii sieciowej w s-tym oczku.

Przyjmując oznaczenia z rys. 1 i okno o szerokości 1, możemy napisać, że w ciągu jednostki czasu w jednym kierunku l-tego oczka przepłynie $\lambda_s$ pakietów, gdzie:

$$\lambda_s = \frac{1}{m_s + x_s + s_s + x'_s} \qquad (3)$$

Oznaczmy przez $p_s$ prawdopodobieństwo stanu transmisji pakietu (komendy lub odpowiedzi) w s-tym oczku:

$$p_s = \lambda_s ( C_s + C_s ) \; ; \quad Q_s = 1 - p_s \qquad (4)$$

(rys.9):

Oznaczmy

$$P(z) = P\ (r=z), \quad z = \emptyset,1,2,.....,m$$

Jest to prawdopodobieństwo, że w chwili nadejścia pakietu dodatkowego (pomocniczego do analizy) długość kolejki pakietów oczekujących na transmisję do linii sieciowej wyniesie z.

Mamy wtedy

$$P(\emptyset) = \sum_{s=1}^{m} q_s$$

$$P(1) = p_1 \prod_{\substack{s=1 \\ s\neq 1}}^{m} q_s + \ldots + p_m \prod_{\substack{s=1 \\ s\neq m}}^{m} q_s \qquad (5)$$

$$P(2) = p_1 \left(p_2 \prod_{\substack{s=1 \\ s\neq 1 \\ s\neq 2}}^{m} q_s + \ldots + p_m \prod_{\substack{s=1 \\ s\neq 1 \\ s\neq m}}^{m} q_s\right) + \ldots +$$

$$+ p_m \left(p_1 \prod_{\substack{s=1 \\ s\neq m \\ s\neq 1}}^{m} q_s + \ldots + p_{m-1} \prod_{\substack{s=1 \\ s\neq m \\ s\neq m-1}}^{m} q_s\right)$$

$$\vdots$$

$$P(m) = \prod_{s=1}^{m} p_s$$

Wzory (5) są wzorami na prawdopodobieństwo wylosowania s kul białych przy losowaniu po jednej kuli z m urn, z których k-ta zawiera $p_k$ procent kul białych i $q_s = 1 - p_s$ procent kul czarnych

Wzór na P(z) można zapisać w postaci:

$$P(z) = \sum_{i=1}^{\binom{m}{s}} \prod_{j=1}^{s} p_{s_{ij}} \prod_{\substack{s=1 \\ s\in\{s_{i1},\ldots,s_{iz}\}}}^{m} q_s \qquad (5')$$

gdzie $i1,\ldots, iz$ jest i-tą kombinacją z-elementową z m-elementowego zbioru $\{1,\ldots,m\}$.

Wzory (5) otrzymano po sprowadzeniu zagadnienia do kombinatorycznego, choć można wprowadzić zmienne (w czasie) wartości $p_s$, a wzory (5) stosować na kolejnych realizacjach procesu kolejkowego. Dla oceny wstępnej można przyjąć założenie upraszczające:

$$\bigwedge_{s\in\{1,\ldots,m\}} (p_s = p),\ (M_s = M,\ X'_s = X_s = X),\ (S_s = S),\ (C_s + C'_s = C) \tag{6}$$

(tzn. wszystkie oczka mają jednakowy charakter, a dopływ potwierdzeń zapewnia swobodny ruch pakietów z GHOSTPROC-a, ograniczony tylko przez łącze sieciowe - co zresztą nie jest prawdą).

Stąd (5') przyjmuje postać:

$$P(z) = \binom{m}{z} p^z q^{m-z} \tag{7}$$

Wartość oczekiwana długości kolejki wyniesie więc

$$E(z) \cong \sum_{z=0}^{m} z\binom{m}{z} p^z q^{m-z} \tag{8}$$

stąd oraz 2, 3, 4 i 6 mamy

$$X = C + C \sum_{z=0}^{m} z\binom{m}{z} \left(\frac{C}{M+X+S+X'}\right)^z \left(1 - \frac{C}{M+X_s+S+X'}\right)^{m-z} \tag{9}$$

Możemy oszacować X z góry:

$$X < C + C \sum_{z=0}^{m} z\binom{m}{z} \left(\frac{t}{M+S}\right)^s \tag{10}$$

Oszacowanie to będzie dość dokładne dla:

$$X,\ X' << M + S \tag{11}$$

Przy tym założeniu możemy pominąć człony z $z > 1$ i mamy:

$$X < C + C.\ m\ .\ A + o(A)\ ,\ \text{gdzie}$$

$$A = \frac{t}{M + S} \tag{12}$$

$o(A)$ - mała od A,

Zatem dla $m = 30$, $M = 60s$, $S = 1s$ i $C = 0.15s$

(wartości realne dla oczek po poprawieniu pracy OS(MVT+TSO))

$$X < 0{,}15 + 0{,}15 \cdot 30 \cdot \frac{0.15}{60 + 1} \cong 0.25s \qquad (13)$$

Zatem przy 30 użytkownikach pracujących z oczekiwanym czasem realizacji 60s i oknem 1 wartość oczekiwana opóźnienia od GHOSTPROC-a do użytkownika będzie niewiele większa od wartości oczekiwanej czasu transmisji przez linię sieciową.

Powyższe podejście do oczasowania opóźnienia tranzytowego ma zastosowanie ogólne w teorii masowej obsługi. Wprowadza ono w sposób naturalny determinizm występujący w takich systemach w rzeczywistości: model zupełny każdego systemu sprowadza go do zbioru oczek, a nie otwartych nitek stanowisk obsługi.

## LITERATURA


[1] Błach L., Lewoc J.B., Mislura L.Z.: Klasyczne metody prognozy charakterystyk czasowych sieci komputerowych (praca w druku).

[2] Bicz T. i in.:Wstępna ocena opóźnień czasowych przy pracy konwersacyjnej w systemach komputerowych R-32 i Odra 1325, Biuletyn MERA 1983.

[3] Elwro, OS/JS:TSO - Podręcznik programisty, 1976.

[4] Lewoc J.B.,Mislura L.Z.: Symulator sieci jednokolejkowych (w druku).

[5] Stoneley A.J.M.: PARROT-A Replacement for TCAM Un. Cambridge Comp. Lab. Techn. Rep. 14, 1980.

[6] Hazel P.: Resourse allocation and job scheduling, Un. Cambridge Comp. Lab. Techn. Rep. 13, 1980.

[7] Power J.S.: Store to store swapping for TSO under OS/MVT, Un. Cambridge Comp. Lab. Techn. Rep. 15, 1980.

dr inż. Lechosław BŁACH
Ośrodek Badań Prognostycznych Politechniki Wrocławskiej
dr inż. Józef B. LEWOC
ZTE ELWRO
mgr inż. Leszek Z. MISIURA
Centrum Obliczeniowe Politechniki Wrocławskiej

# WEWNĘTRZNE NARZĘDZIE POMIAROWE PODSIECI KOMUNIKACYJNEJ MSK

## Wstęp

Międzyuczelniana Sieć Komputerowa (MSK) jest siecią o charakterze publicznym, opartą na dostępnym sprzęcie telekomunikacyjnym, w której zastosowano modemy o szybkości 2400 b/s (lokalnie 9600 b/s). Do budowy węzłów podsieci komunikacyjnej [1] użyto minikomputerów oraz adapterów liniowych wyposażonych zamiast w układy bezpośredniego dostępu do pamięci - odpowiednio do potrzeb transmisji sieciowych w warunkach dużej intensywności ruchu danych [2]. W rezultacie uzyskano system o określonych charakterystykach użytkowych, bez wątpienia gorszych od sieci, w których szybkości transmisji międzywęzłowych są co najmniej o rząd wyższe, a baza sprzętowa pozwala na budowę węzłów o większej przepustowości. Warto zauważyć, że do budowy francuskiej sieci Cyclades [3] użyto podsieci komunikacyjnej Cigale [4,5], w której wykorzystywano środki telekomunikacyjne i minikomputery porównywalne z zastosowanymi w podsieci komunikacyjnej MSK. Sieć ta działa skutecznie przy liczbie użytkowników wyższej niż przewidywana dla MSK. Potrzebne są więc rzetelne dane na temat charakterystyk ruchowych podsieci komunikacyjnej. Posłużą one do określenia różnorodnych topologii sieci, które pozwalają na zadowalającą transmisję informacji oraz liczby użytkowników obsługiwanych w sposób poprawny. Dane te powinny być podstawą do podejmowania uzasadnionych decyzji ekonomicznych (np. kiedy przechodzić na wyższe szybkości transmisji).

## Charakterystyki ruchowe podsieci komunikacyjnej

Przy ocenach jakości podsieci komunikacyjnej widoczne są dwie tendencje. Z jednej strony jakość ocenia się przy wykorzystaniu charakterystyki ogólnej - liczby jednostek informacji przenoszonych przez podsieć w jednostce czasu, a z drugiej strony przez wskaźniki jakości obsługi poszczególnych użytkowników (charakterystyki użytkowe). Tendencja pierwsza wynika z tendencji maksymalizacji zysku za usługi sieciowe, natomiast druga odzwierciedla ocenę jakości podsieci przez jej użytkowników.

Dla omawianych tu badań podsieci komunikacyjnej przyjęto, że charakterystyki użytkowe będą podstawowymi charakterystykami podsieci, a ogólne - charakterystykami wtórnymi. Podsieć powinna być projektowana tak, aby maksymalizować liczbę użytkowników przy zagwarantowaniu każdemu z nich usług o określonych charakterystykach podstawowych.

Zakres niniejszego artykułu obejmuje charakterystyki czasowe, na które można wpływać rozwiązaniami programowymi.

Dwiema podstawowymi charakterystykami użytkowymi podsieci komunikacyjnych, zdefiniowanymi przez ISO [7], są przepustowość i opóźnienie tranzytowe dotyczące połączenia wykorzystywanego przez danego użytkownika.

Przepustowość (throughput) tego połączenia jest określana jako liczba jednostek informacji (bitów, ośmiobitowych oktetów lub pakietów), jaką dany użytkownik może przesłać do adresata wirtualnego czy trwałego [2]. Przepustowść ta jest istotna przy przesyłaniu dużych ilości informacji, np. przy transmisji zbiorów, czy przy pracy w trybie zdalnego wprowadzania zadań, gdy intensywność transmisji danych jest znaczna.

Opóźnienie tranzytowe (transit delay) jest to czas od chwili, gdy podsieć wyśle ten pakiet do momentu jego dotarcia do adresata. Za chwilę wysłania będziemy dalej uważali chwilę nadania w łącze ostatniego bitu flagi kończącej ramkę zawierającą rozpatrywany pakiet [2]. Opóźnienie tranzytowe jest interesujące szczególnie przy wysyłaniu zapytań (pracy o charakterze interrogacyjnym), gdy użytkownik oczekuje przy terminalu na reakcję zdalnego komputera, czy też w wypadku innych systemów pracujących z ostrymi uwarunkowaniami czasowymi. W praktyce trudno jest mierzyć opóźnienie tranzytowe, gdyż wymagałoby to bardzo dokładnej synchronizacji zegarów w sieci komputerowej, a co najmniej w podsieci komunikacyjnej. Ponadto użytkownika naprawdę interesuje czas od chwili wysłania zapytania, do chwili otrzymania odpowiedzi. Dlatego często bada się charakterystykę nazywaną round-trip delay, dla której proponujemy termin "opóźnienia po oczku".

Zarówno w przypadku opóźnienia tranzytowego, jak i opóźnienia po oczku istotna jest znajomość rozkładu danej charakterystyki. Przy badaniach, w szczególności metodami analitycznymi, poszukiwaną miarą jakości jest zazwyczaj wartość oczekiwana. Takie podejście wydaje się nieracjonalne w pracach inżynierskich. Użytkownik sieci nie jest zazwyczaj zainteresowany wartością oczekiwaną opóźnienia po oczku wprowadzanego przez podsieć komunikacyjną, ale tym, jak dużych wartości maksymalnych opóźnień może się spodziewać. Wydaje się, że praktyczną miarą użytkową tego opóźnienia jest maksymalna (gwarantowana, nieprzekraczalna) wartość opóźnienia po oczku, przez co rozumiemy czas od wysłania pakietu, do chwili odebrania odpowiedzi lub otrzymania informacji o nadmiernej zwłoce odpowiedzi. Można też wprowadzać inne miary opóźnienia (procent pakietów, dla których opóźnienie po oczku przekroczy zadaną wartość), lecz naszym zdaniem nie są one naprawdę użyteczne. Tym niemniej inne miary jakości mogą i z pewnością będą wprowadzane, co prowadzi do potrzeby pomiarów rozkładów opóźnień w różnych sytuacjach ruchowych.

Z charakterystyk ogólnych podsieci komunikacyjnej (w szczególności węzła jako minimalnej podsieci) często wymienia się przepustowość maksymalną i tę proponowano jako podstawową charakterystykę dla MSK [9]. Jednak naszym zdaniem charakterystyka ta ma znaczenie zbyt ogólne. W normalnej pracy sieci prawie nigdy nie zaistnieją okoliczności pozwalające na przesyłanie w jednostce czasu tej umownej liczby pakietów czy bitów informacji. Nie dopuszczą do tego mechanizmy protokołów stosowanych w sieci komputerowej (w szczególności sterowanie przepływem z potwierdzeniami typu end-to-end), które skutecznie ograniczają intensywność strumienia wejściowego pakietów w stanie bliskim nasycenia podsieci komunikacyjnej, niesymetryczne obciążenia poszczególnych relacji czy też wprowadzane celowo ograniczenia przepustowości dla zapewnienia pożądanych charakterystyk użytkowych.

W miejsce przepustowości maksymalnej proponujemy stosowanie przepustowości znormalizowanej, jako stosunku liczby jednostek informacji rzeczywiście przesłanych do liczby jednostek informacji możliwej do przesłania w tych samych warunkach ruchowych przy zerowym opóźnieniu tranzytowym w węzłach podsieci. Przepustowość znormalizowana charakteryzuje jakość przenoszenia ruchu potencjalnego (offered traffic) przez podsieć z komutacją pakietów. Maksymalizacja wartości tej charakterystyki przy zachowaniu określonych cech charakterystyk podstawowych pozwala na

sensowną optymalizację jakości działania podsieci komunikacyjnej nawet przy założeniu niezmiennej konfiguracji sprzętowej.

Ze względów ekonomicznych interesującym parametrem jest średnie wykorzystanie łączy w podsieci komunikacyjnej w określonych warunkach ruchowych. Pozwala on na wykrywanie i następnie na wykorzystywanie rezerw przepustowości podsieci komunikacyjnej. Rezerwy te można wykorzystywać na potrzeby użytkowników, którzy mogą pracować przy niższych klasach jakości usług (transmisje zbiorów, zdalne przetwarzanie wsadowe).

Wreszcie interesującym parametrem ogólnym jest przepustowość bezwzględna, tj. liczba jednostek informacji przenoszonych przez podsieć komunikacyjną w zadanych warunkach ruchowych. Pozwala on na sensowne ustalenie taryf za usługi transmisji danych.

Powyższe charakterystyki i parametry zostały wybrane jako najbardziej interesujące ze względu na budowę i eksploatację podsieci komunikacyjnej w MSK. Pozostał problem szacowania tych charakterystyk. Przegląd analitycznych badań sieci metodami teorii kolejek [10] wykazał nieprzydatność tych metod do szczegółowych zagadnień projektowo-eksploatacyjnych podsieci komunikacyjnej. Wynika to z konieczności uproszczeń modelu, w szczególności z rezygnacji z wprowadzania rozkładów warunkowych wymuszonych przez protokoły sieciowe i z trudności ze znalezieniem rozkładów interesujących nas zmiennych losowych.

Duże trudności napotkano ze znalezieniem konkretnych danych na temat charakterystyk podsieci komunikacyjnych eksploatowanych w krajach zachodnich. W zasadzie opisywane są sieci budowane przez instytucje naukowo-badawcze, w szczególności dotyczy to amerykańskiej sieci ARPANET i francuskiej CYCLADES (z podsiecią CIGALE ). Jednak CIGALE jest podsiecią datagramową z możliwością gubienia pakietów (odmowy transmisji), natomiast w MSK podsieć komunikacyjna realizuje transmisje w połączeniach wirtualnych i odmowa polega na rozłączeniu połączenia, a nie na odrzuceniu pojedynczego pakietu. W związku z tym konkretne charakterystyki ruchowe muszą być różne nawet przy porównywalnych szybkościach transmisji (w CIGALE stosowano głównie modemy pracujące z szybkością 4800 b/s).

Interesujące są badania podsieci komunikacyjnej metodą symulacji cyfrowej. Badania symulacyjne prowadzone przez Computer Communications Network Group Uniwersytetu Waterloo w Kanadzie, pod kierunkiem nieżyjącego już Polaka Marka Irlanda, [11,12,13] dały dużo interesujących wyników dla projektantów sieci CIGALE, w szczególności w zakresie sterowania przeciążeniowego (congestion control) i gospodarki buforami. Jednak badania symulacyjne podsieci komunikacyjnej nie zostały uruchomione w ramach budowy sieci MSK.

W tej sytuacji postanowiono przygotować narzędzie programowe pozwalające na pomiar interesujących charakterystyk uruchomionej podsieci komunikacyjnej w warunkach badań laboratoryjnych i normalnej eksploatacji. Zadanie to postawiono jako temat kontrolowanej pracy własnej i pracy dyplomowej dla trójosobowego zespołu studentów Wydziału Informatyki i Zarządzania Politechniki Wrocławskiej, którzy współpracując ściśle z projektantami oprogramowania węzła podsieci komunikacyjnej opracowali System Intensywnego Testowania Węzła - Sitwa [14].

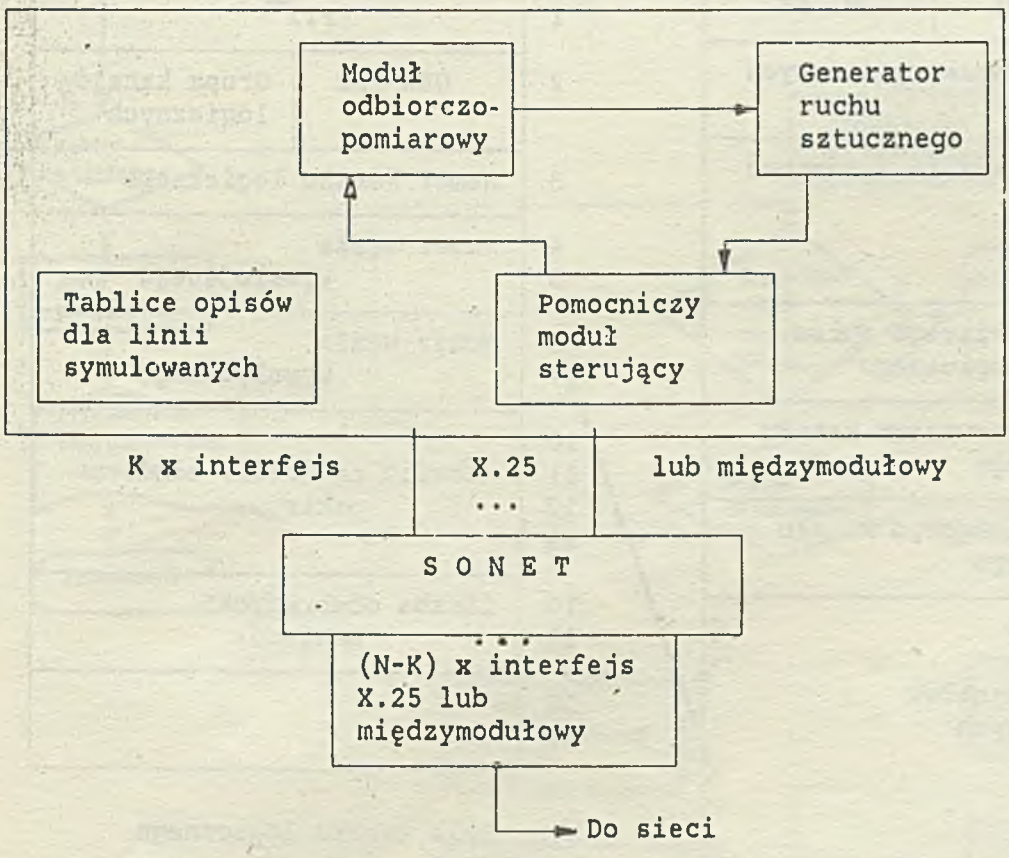
## System Sitwa

Przy projektowaniu systemu Sitwa przyjęto następujące założenia.

- Badania powinny być przeprowadzone przy wykorzystaniu sprzętu podsieci komunikacyjnej.
- Powinno być możliwe przeprowadzenie badań przy normalnej eksploatacji podsieci.
- System Sitwa nie powinien wpływać na mechanizmy obsługi normalnego ruchu w podsieci komunikacyjnej.
- Powinna istnieć możliwość prowadzenia badań w zakresie bliskim ruchowemu nasyceniu podsieci komunikacyjnej.

Z powyższych założeń wynika konieczność pracy systemu Sitwa pod kontrolą systemu operacyjnego oprogramowania węzła Sonet [1].

Ogólną stukturę systemu Sitwa przedstawiono na rys.1.

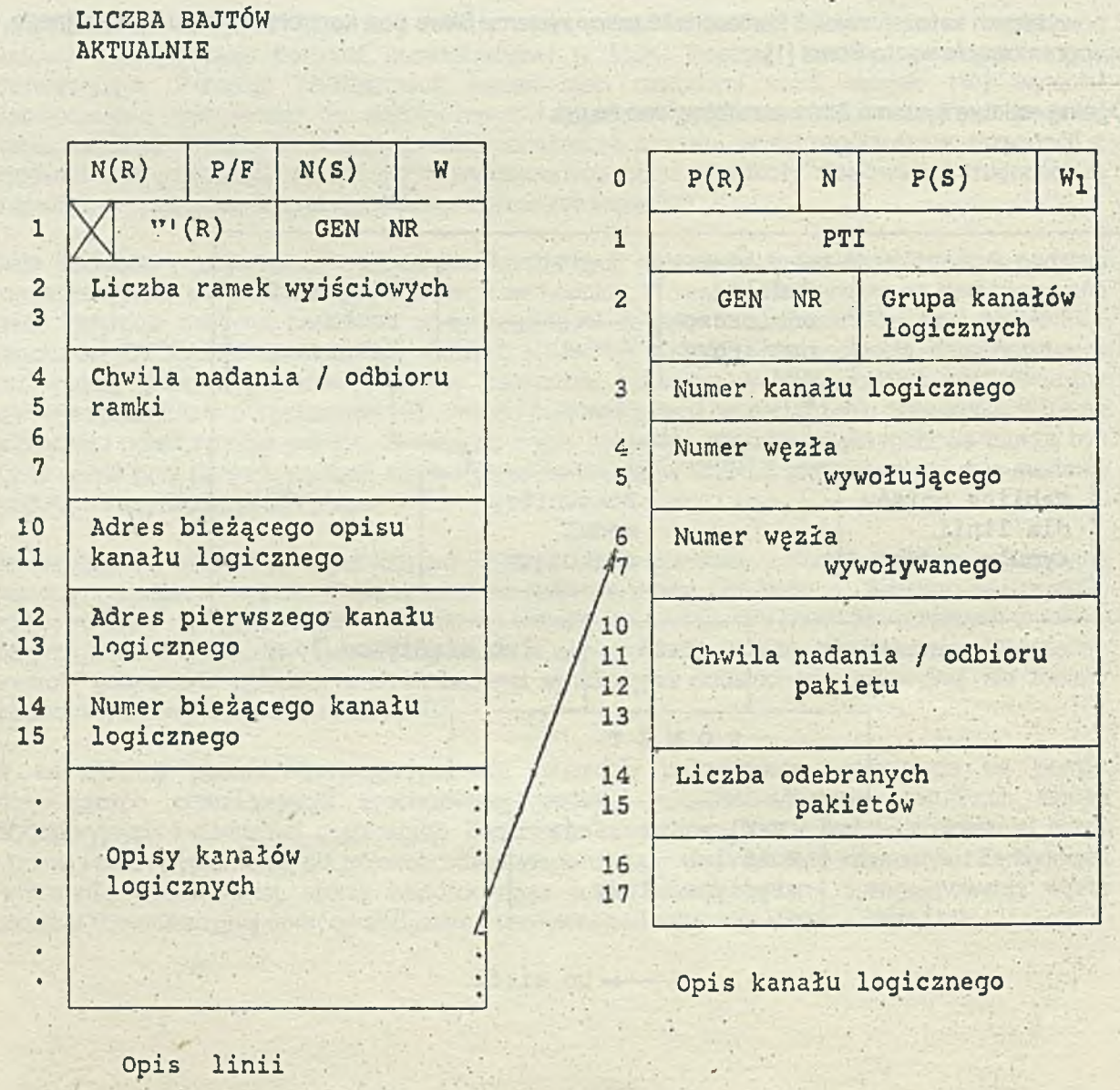



Rys. 1 Ogólna konfiguracja Sitwy w oprogramowaniu sieci

Składa on się z następujących modułów funkcjonalnych:

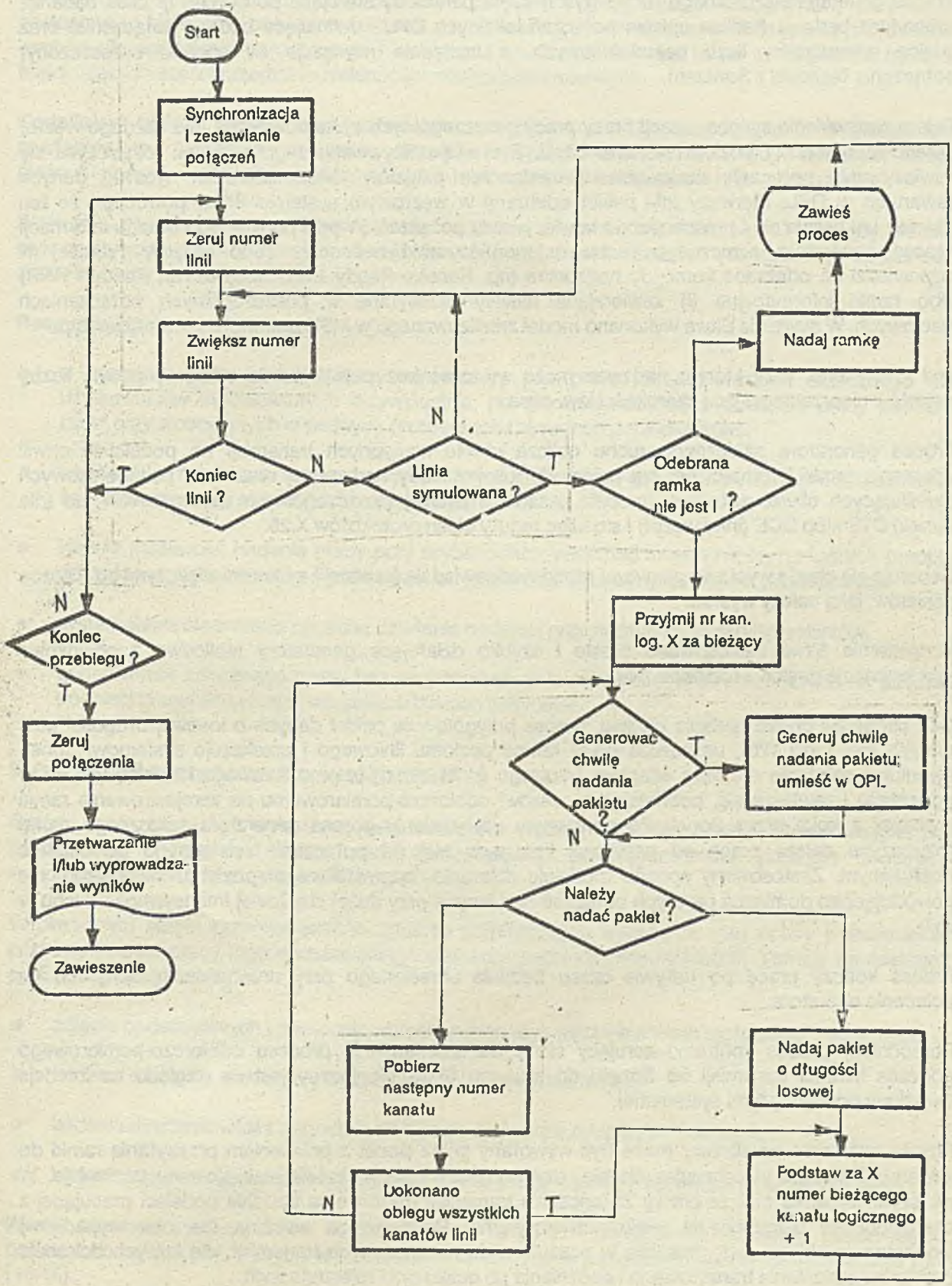
- procesu generatora sztucznego ruchu,
- procesu odbiorczo-pomiarowego,
- pomocniczego procesu kontrolno-sterującego.

Procesy te działają na tablicach opisów łączy międzywęzłowych obciążonych sztucznym ruchem, dla których system Sitwa symuluje abonenta współpracującego z węzłem (DTE lub inny węzeł) - rys.2. Na poziomach fizycznym, łączowym i sieciowym [2,7] realizowane są odpowiednie części protokołów stosowanych w sieci MSK niezbędne dla pomiarów w fazie transmisji danych.




Rys. 2 Tablica opisu linii symulowanej

Działanie poziomów wyższych można symulować wykorzystując parametry sterujące pomiarem.




Rys. 3 Proces generatora ruchu sztucznego

Proces generatora sztucznego ruchu (rys.3) czyta parametry sterujące pomiarem, tj. czas badania, scenariusz badania (tablice opisów połączeń lokalnych OPL - definiujące badane połączenia) oraz tablice generatorów liczb pseudolosowych, a następnie nawiązuje (w sposób uproszczony) połączenia łączowe z Sonetem.

Celem zapewnienia synchronizacji pracy pracy poszczególnych systemów Sitwa (dla każdego węzła) opracowano wyższy poziom systemu Sitwa. Z chwilą uaktywnienia tego poziomu rozpoczyna się nawiązywanie połączeń sieciowych, tj. nadawanie pakietów CALL REQUEST według danych zawartych w OPL. Pierwszy taki pakiet odebrany w węzłowym systemie Sitwa powoduje, że ten również uaktywnia się i przechodzi do nawiązywania połączeń. W pętli normalnego obiegu informacji proces generatora sztucznego ruchu regeneruje ramki nadzorcze (Supervisory Frames) w odpowiedzi na odebrane komendy nadzorcze (np. Receive Ready - RR, Receive Not Ready - RNR) albo ramki informacyjne (I) zawierające pakiety przesyłane w poszczególnych połączeniach sieciowych. W systemie Sitwa wykonano model zrealizowanego w MSK protokołu potwierdzeń typu

end - to - end, przy którym nadawca może wywołać bez potwierdzenia odbiorcy pewną liczbę pakietów nieprzekraczającą szerokości tzw. okna.

Proces generatora sztucznego ruchu oblicza chwile następnych transmisji na podstawie chwili odebrania ramki informacyjnej (za pakietem) lub komendy nadzorczej oraz liczb pseudolosowych określających chwile zgłoszeń (modele czasów myślenia) poszczególnych użytkowników lub (dla ramek) DTE albo DCE (inny węzeł) i stosując reguły okien protokołów X.25.

Generuje się chwilę wysłania pierwszej ramki z odpowiedzią (w wersji) z oknami większymi od 1 liczbę pakietów, jaką należy wysłać.

W systemie Sitwa zastosowano proste i szybko działające generatory tablicowe z odcinkową aproksymacją gęstości rozkładu [15].

Gdy nadejdzie chwila nadania pakietu, proces przygotowuje pakiet danych o losowej długości pola danych (od 1 do 128), umieszcza go w ramce poziomu liniowego i przekazuje systemowi Sonet, symulując działanie drajwera adaptera liniowego (o ile okna poziomu liniowego i sieciowego na to pozwalają) i zawiesza się, pozwalając procesowi odbiorczo-pomiarowemu na zarejestrowanie ramki wysłanej z kolei przez Sonet. Po ponownym uaktywnieniu proces generatora sztucznego ruchu rozpoczyna dalszą pracę od następnej linii, a w niej od połączenia następnego po ostatnio obsłużonym. Zastosowany sposób modeluje działanie "sprawiedliwego" poziomu sieciowego, nie powodującego dominacji pewnych połączeń nad innymi przy dużej chwilowej intensywności ruchu w linii.

Proces kończy pracę po upływie czasu badania określonego przy uruchamianiu Sitwy lub na polecenie operatora.

Pomocniczy proces kontrolno-sterujący służy do uruchamiania procesu odbiorczo-pomiarowego podczas trwania transmisji od Sonetu do systemu Sitwa (konieczny jest ze względu na interfejs określony pomiędzy tymi systemami).

Proces odbiorczo-pomiarowy może być wywołany przez Sonet z poleceniem przesyłania ramki do systemu Sitwa lub w celu sprawdzenia, czy zakończyły się wcześniej zainicjowane transmisje. W pierwszym wypadku oblicza chwilę zakończenia transmisji (możliwe są badania podsieci pracującej z niedostępnymi urządzeniami telekomunikacyjnymi). Dalej (droga wspólna dla obu wypadków) jednorazowo obiega wszystkie linie w poszukiwaniu zakończonych transmisji, dla których dokonuje pomiarów opóźnienia tranzytowego i opóźnienia po oczku oraz rejestruje ruch.

Podstawowe wyniki pomiarów charakterystyk czasowych mają postać histogramów, przy czym zastosowano histogramy ośmioprzedziałowe z możliwością dowolnego ustawiania granic przedziałów osobno dla opóźnienia tranzytowego i opóźnienia po oczku. Pozwala to na szczegółowe badanie interesujących części przedziału zmienności mierzonych zmiennych.

Dodatkowo oblicza się wartości oczekiwane przybliżane metodą uśredniania z wygładzaniem wykładniczym. Dokonuje się także pomiaru wartości maksymalnych aby dokonać oceny gwarantowanych wartości charakterystyk, jakie można zapewnić w podsieci komunikacyjnej.

Wszystkie procesy systemu Sitwa pracują na poziomie prioryteru niższym niż procesy Sonetu wykorzystywane dla normalnej transmisji danych przez węzeł, przez co nie zmieniają zasadniczo sposobu pracy badanego obiektu.

**Reasumując:**

- w systemie Sitwa ruch sztuczny wytwarzany jest przez składanie ruchu sztucznego dla użytkowników modelowanych indywidualnie, co umożliwia dokładne zbadanie pracy podsieci (sieci przy stosowanych w praktyce protokołach i zasadach potwierdzania),
- użytkownicy modelowani są przy użyciu różnych tablicowych generatorów liczb pseudolosowych (w pierwszej wersji wykorzystuje się do 16 generatorów),
- istnieje możliwość badania pracy przy szybkościach transmisji innych niż te, na których pracują dostępne urządzenia telekomunikacyjne, co jest istotne dla oceny rozwiązań projektowych.
- system Sitwa nie zmienia sposobu działania podsieci przy normalnej transmisji pakietów,
- generowanie sztucznego ruchu bez angażowania w to pamięci dyskowych pozwala na badanie podsieci komunikacyjnej w warunkach bliskich nasycenia.

## Możliwości zastosowania systemu Sitwa

System Sitwa może być wykorzystywany lokalnie w węźle (węzłach) podsieci komunikacyjnej lub rozproszony w podsieci (albo sieci komputerowej, po opracowaniu prostych procesów wykonywanych w komputerach obliczeniowych).

W pierwszym etapie przeprowadzono badanie pojedynczych węzłów w celu oceny i ewentualnej poprawy jakości pracy tego podstawowego elementu podsieci komunikacyjnej. Tematy konkretnych cykli badań obejmowały:

- zdjęcie podstawowych i pomocniczych charakterystyk węzła w różych systuacjach ruchowych,
- badania działania węzła przy wyższych szybkościach transmisji,
- badania działania węzła przy różnych typach drajwerów adapterów liniowych,
- badania wpływu regulaminów zgłoszeń z linii na pracę węzła i wybór algorytmu najlepszego.

Wersję pierwszą systemu Sitwa uruchomiono w 1983 r. i przeprowadzono wiele badań węzła podsieci komuikacyjnej, których wyniki zostały omówione w opracowaniach W.Czajkowskiego i in. [16-18].

Dotychczasowe doświadczenia związane z uruchamianiem systemu Sitwa i wstępnymi badaniami węzła podsieci komunikacyjnej wykazały przydatność tego narzędzia dla lepszego zrozumienia

działania mechanizmów stosowanych w sieciach X.25. Otrzymane wyniki powinny być przydatne dla projektantów różych sieci tego typu, które z pewnością w naszym kraju w niedługim czasie mogą ( i powinny) stać się przedmiotem fachowych prac inżynierskich, a nie tylko prac określanych jako naukowo-badawcze.

## Literatura


[1] Lewoc J.B.:Węzeł podsieci komunikacyjnej Międzyuczelnianej Sieci Komputerowej. Przegląd Telekom. (w druku).

[2] CCITT: Revised Recommendation X.25, Preface and Level 3, COM VII, No 493-E, 1980

[3] Pauzin L.: Identification: Existing and Future Networks, Reseau Cycl ades, INRIA, RES 518,1977

[4] Grange J.L. Cigale Implementation, Tools and Techniques, Reseau Cycl ades. INRIA, MIT 62

[5] Grange J.L.: Cigale - The Packet Switching Subnetwork of Cycladas, Reseau Cyclades, INRIA, MIT 617, 1976

[6] Glen M., Grange J.L.: Performance Revaluations in Cyclades,Reseau Cyclades, INRIA MES 531.1, 1978

[7] ISO: Data Processing - Open Systems Interconnection - Basic Reference Model, ISO/DP 7498, 1980

[8] Pouzin L.: Some Data Comunication 7-1 7-6 Gaps, Comnet 1981, Budapeszt 1981,

[9] Bilski E.:Projekt techniczno-funkcjonalny Międzyuczelnianej Sieci Komputerowej MSK, Raport ICT i CO PWr. Wrocław 1982, Seria Sprawozdania nr 15/12.

[10] Bieleninik E.: Modele i metody analizy sieci komputerowych, Raport CO PWr PRE 4/82, Wrocław 1982

[11] Irland M.: Simulation of CIGALE 1974, Reseau Cycl ades, INRIA MOD 514,1975

[12] Irland M.: Simulation of CIGALE, Reseau Cyclades, INRA, MOD 506. 1975

[13] Irland M.: Analysis and Simulation of Congestion in packet switching networks, Reseau Cyclades, INRIA MOD 099

[14] Czajkowski W., Sługocki M., Strzałkowski W.: Badania czasowe węzła podsieci komunikacyjnej FILIP Międzyuczelnianej sieci Komputerowej MSK, Praca dyplomowa na Wydziale Innformatyki, Zarządzania Politechniki Wrocławskiej, Wrocław 1982

[15] Buslenko N.P. i inni: Metoda Monte Carlo, PWN, Warszawa 1967

[16] Czajkowski W. i inni: Initial performance evaluation for a communication subnetwork node, Modelling Techniques and Tods for Performance Evaluation, Paryż 1984

[17] Czajkowski W. i inni: Badania charakterystyk czasowych węzła komunikacyjnego MSK, Techniki i metody rozproszonego przetwarzania danych, Część I.B i SzW, W PWr, Wrocław 1986

[18] Czajkowski W. i inni: A communication subnetwork simulation and performance evaluation tod, Modelling Techniques and Tools for Performance Analysis, Paryż 1985

mgr inż. Tadeusz A. BICZ
Centrum Obliczeniowe Politechniki Wrocławskiej
dr inż. Lechosław BŁACH
Ośrodek Badań Prognostycznych Politechniki Wrocławskiej
dr inż. Józef B. LEWOC
ZTE ELWRO Wrocław

# MODELOWANIE I POMIARY CHARAKTERYSTYK CZASOWYCH DLA SIECI MSK

## Abstrakt

System intensywnego testowania węzła Sitwa opracowany dla sieci MSK pozwala na prowadzenie pomiarów charakterystyk czasowych zarówno w normalnych warunkach ruchowych, jak i przy obciążeniu sztucznym, wywołującym bardziej intensywny ruch w sieci. W artykule omówiono serię badań przeprowadzonych na podsieci komunikacyjnej MSK przy szybkości transmisji 2.400 b/s. Omówiono podstawowe charakterystyki i miary czasowe sieci komputerowych oraz niektóre dane eksperymentalne.

## Wstęp

Międzyuczelniana Sieć Komputerowa (MSK) jest siecią X.25 [1] pracującą przy średnich szybkościach transmisji 2.400 b/s na większości łączy telekomunikacyjnych. Trójwęzłowe i dwuwęzłowe wersje podsieci komunikacyjnej MSK są eksploatowane regularnie od ponad pięciu lat. W ramach tej eksperymentalnej eksploatacji MSK przeprowadzono liczne eksperymenty badawcze, aby uzyskać dane do racjonalnego rozwoju i usprawnień zarówno MSK, jak i innych sieci tego typu.

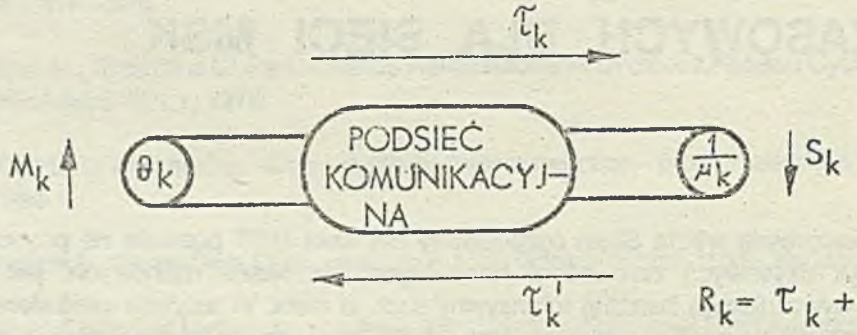
Opracowano dwa narzędzia symulacyjno-pomiarowe: Sitwa i MOP (moduł operacyjno-pomiarowy). MOP jest narzędziem zewnętrznym, które wymaga dodatkowego sprzętu do generowania sztucznego ruchu i pomiarów charakterystyk czasowych, przez co jego przydatność do badań MSK okazała się ograniczona. Sitwa może być instalowana na normalnym zestawie podsieci komunikacyjnej MSK; stała się skutecznym narzędziem symulacji abonentów oraz pomiaru charakterystyk czasowych MSK.

## Charakterystyki i miary ruchowe

Przy ocenie jakości podsieci komunikacyjnej stosowane są dwa ogólne rodzaje charakterystyk. Charakterystyki ogólne pomijają indywidualnych użytkowników i opisują podsieci albo jej części składowe na podstawie uśrednionych parametrów ruchu. Natomiast charakterystyki użytkowe opisują jakość usług sieciowych dla indywidualnych użytkowników. Dla MSK charakterystyki użytkowe są traktowane jako podstawowe a ogólne jako pomocnicze.

Za modelem Open Systems Interconnection (OSI) [2] przyjęliśmy dla MSK dwie zasadnicze charakterystyki czasowe:

- opóźnienie transmisyjne (transit delay) a bardziej dokładnie opóźnienie po oczku (roundtrip delay),
- przepustowość (throughput, delivered traffic)




Rys.1. Oczko w sieci komputerowej

Oczko w sieci komputerowej (połączenie wirtualne) pokazane na rys.1 ilustruje nasze podejście do symulacji i oceny podstawowych charakterystyk czasowych w sieciach komputerowych. Działanie sieci jest wyznaczone przez następujące zmienne losowe:

| | |
|---|---|
| N | liczba oczek |
| $M_k$ | czas myślenia k-tego użytkownika ($E[M_k] = m_k = O_k$) |
| $\tau_k$ | opóźnienie transmisji (tranzytowe) pomiędzy k-tym użytkownikiem a procesem obsługi |
| $S_k$ | czas obsługi k-tego użytkownika $E[S_k] = 1/\mu_k$, zwykle do badań podsieci przyjmuje się $1/u_k = o$. |
| $\tau_k'$ | opóźnienie tranzytowe od procesu obsługi do k-tego użytkownika |
| k = 1..,N | indeks użytkownika |

W naszych badaniach przyjmujemy różne charakterystyki ruchowe dla różnych trybów pracy w sieci. A więc dla pracy interrogacyjnej za charakterystykę podstawową przyjmujemy opóźnienie po oczku:

$$R_k = \tau_k + S_k + \tau_k' \qquad (1)$$

a dla transmisji gromadnych (np. transfer zbiorów) przepustowość:

$$D_k = \frac{1}{R_k + M_k} = \frac{1}{\tau_k + S_k + \tau'_k + M_k} \qquad (2)$$

Podstawowe miary jakości usług sieciowych są definiowane w sposób następujący:

- dla transmisji interrogacyjnej maksymalne opóźnienie po oczku:

$$R^* = \max_{k=1..N} \sup R_k \,, \qquad (3)$$

gdzie supremum jest brane po zbiorze możliwych realizacji $R_k$

- dla transmisji gromadnych przepustowość gwarantowana:

$$d_k^* = \min_{k=1..N} d_k \qquad (4)$$

$$d_k = E.[D_k]$$

Nie znaleziono metody analitycznej, która pozwalałaby na skuteczną ocenę charakterystyk miar i jakości sieci MSK, stąd zaistniała potrzeba budowy narzędzi pomiarowych.

## System intensywnego testowania węzła

Przy projektowaniu Sitwy przyjęto następujące podstawowe założenia:

- badania sieci nie powinny wymagać dodatkowego sprzętu,
- badania powinny być możliwe podczas normalnej pracy podsieci kumunikacyjnej,
- Sitwa nie powinna zmieniać działania normalnych mechanizmów obsługi ruchu w podsieci komunikacyjnej (nie należy tego mylić ze zmianami jakości obsługi wynikającymi z ruchu sztucznego generowanego przez Sitwę),
- powinny być możliwe badania w zakresie nasycenia w sieci,
- ruch powinien być generowany w wyniku zmian rozkładów czasów myślenia poszczególnych użytkowników, gdyż dostępna literatura nie podaje informacji, w jaki sposób należy agregować obciążenia wybrane przez indywidualnych użytkowników w rzeczywistych, a nie wirtualnych sieciach X.25 z potwierdzeniem od końca do końca.

System Sitwa został opracowany jako praca dyplomowa przez trzech studentów Wydziału Informatyki Politechniki Wrocławskiej [3].

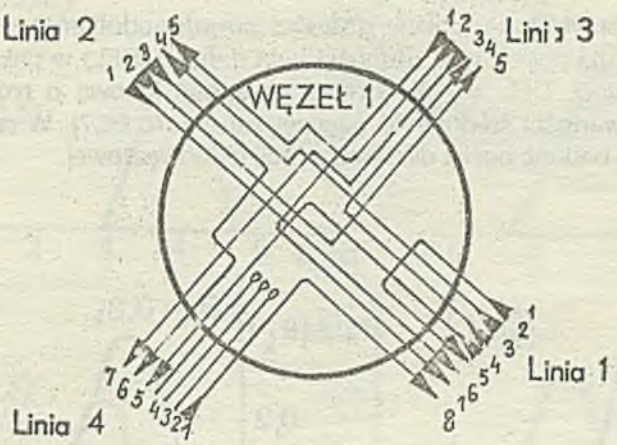
System ten charakteryzuje się następującymi cechami:

- użytkownicy są symulowani indywidualnie, a ruch globalny jest wytwarzany przez nałożenie pojedynczych obciążeń oferowanych (offerred load),
- generatory obciążenia oferowanego oraz procesy pomiarowe są zlokalizowane w węzłach podsieci komunikacyjnej, choć mogą być wynoszone poza nią (do DTE [1]),
- badania są prowadzone głównie dla średnich szybkości transmisji choć Sitwa pozwala na badania sieci pracujących przy wyższych szybkościach transmisji (szybkość transmisji jest parametrem Sitwy dla symulowanych łączy telekomunikacyjnych),
- w czasie pracy Sitwa nie wymaga żadnych transmisji dyskowych, co pozwala na wytwarzanie obciążeń w zakresie nasycenia łączy,
- Sitwa mierzy histogramy opóźnienia po oczku, co pozwala na dokładniejszą ocenę jakości obsługi dla wybranych użytkowników,
- generatory sztucznego ruchu i procesy pomiarowe pracują w węzłach na poziomie priorytetu bezwzględnego(pre-emptive resume) niższym niż podstawowe procesy transmisji, stąd nie mają wpływu na mormalne mechanizmy obsługi w podsieci komunikacyjnej.

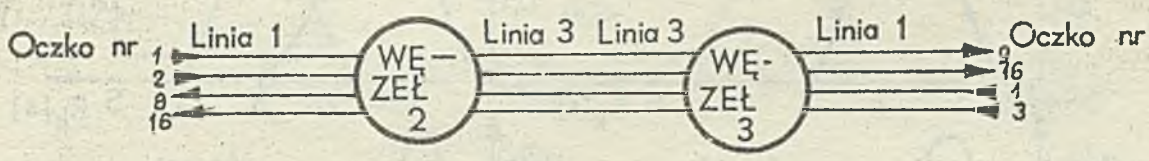
Sitwa była wykorzystana w wielu badaniach na różnych konfiguracjach, a wyniki przedstawiono np. w opracowaniach W. Czajkowskiego i in. [4,5,6]. Poniżej omówiono wybrane dane na temat rozkładów opóźnienia po oczku obserwowanych dla jednowęzłowej i dwuwęzłowej konfiguracji badanej.

## Badane konfiguracje

Podczas badań wykorzystywano wersję węzłów wyposażone w procesy Sitwy. Połączenia wirtualne, dla których prowadzono pomiary pokazano na rys.2 i 3. W trakcie badań konfiguracji jednowęzłowej linia 1 była najbardziej obciążona i stanowiła zasadnicze wąskie gardło w podsieci komunikacyjnej.




Rys.2. Badania jednowęzłowe -konfiguracja sieciowa

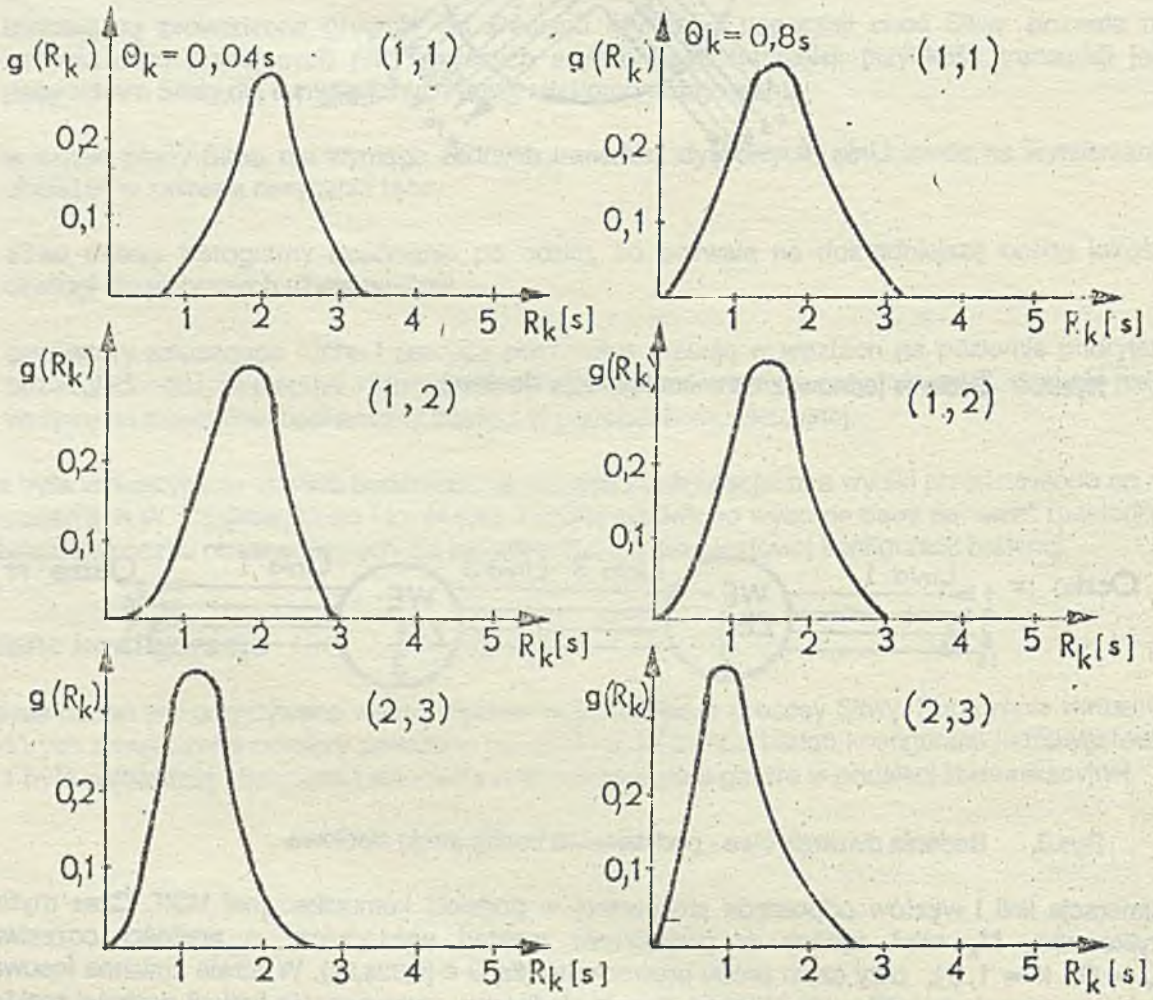



Rys.3. Badania dwuwęzłowe - podstawowa konfiguracja sieciowa

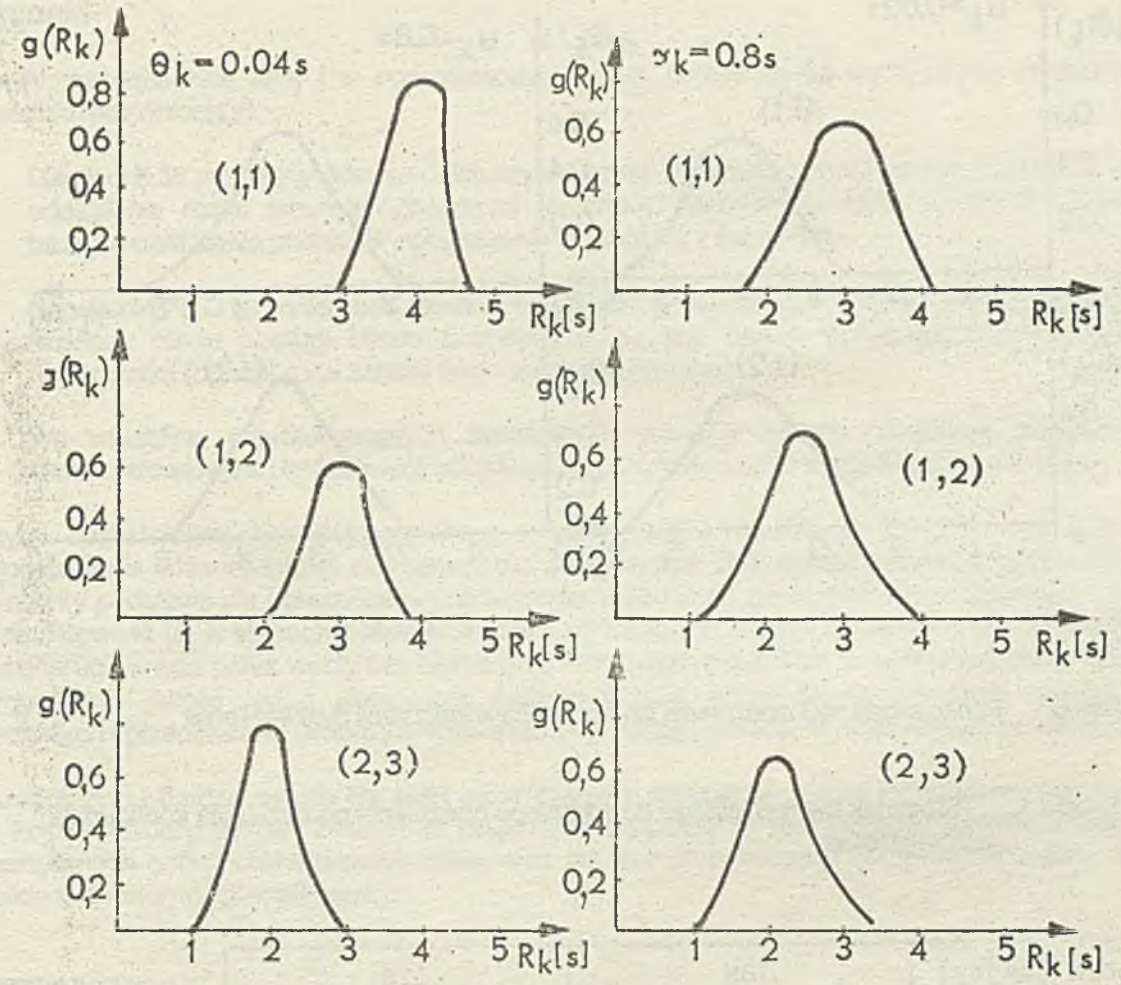
Numeracja linii i węzłów odpowiada stosowanej w podsieci komunikacyjnej MSK. Czas myślenia użytkownika, $M_k$ miał zawsze w przybliżeniu rozkład wykładniczy o wartości oczekiwanej $\Theta_k = \Theta$, $k = 1,..,N$, przy czym próby prowadzono dla $\Theta \in (0{,}02s, 2s)$. W Sitwie zmienne losowe są generowane metodą tablicową, w której stosuje się liniową aproksymację funkcji gęstości rozkładu. Uzyskane tak rozkłady są nieco odmienne od teoretycznych, ale czasy generowania zmiennych losowych pozwalają na prowadzenie eksperymentów w czasie rzeczywistym. Czas obsługi $S_k$ przyjmowano jako deterministyczny, co jest najbardziej pożądane z punktu widzenia użytkownika, a jednocześnie ułatwia analizę wpływu podsieci komunikacyjnej na badane charakterystyki czasowe.

## Wybrane wyniki

Na rys.4-6 przedstawiono przybliżone funkcje gęstości prawdopodobieństwa opóźnienia po oczku g ( $R_k$ ) . Wyniki uzyskano dla podobnych długości pola danych (DFL) w pakietach przesyłanych w poszczególnych oczkach sieci. DFL = 70N oznacza wartość losową o rozkładzie zbliżonym do normalnego i teoretycznej wartości średniej 70 (rzeczywista około 66,7). W nawiasach podano pary linii, przez które przechodzą badane oczka dla konfiguracji jednowęzłowej.



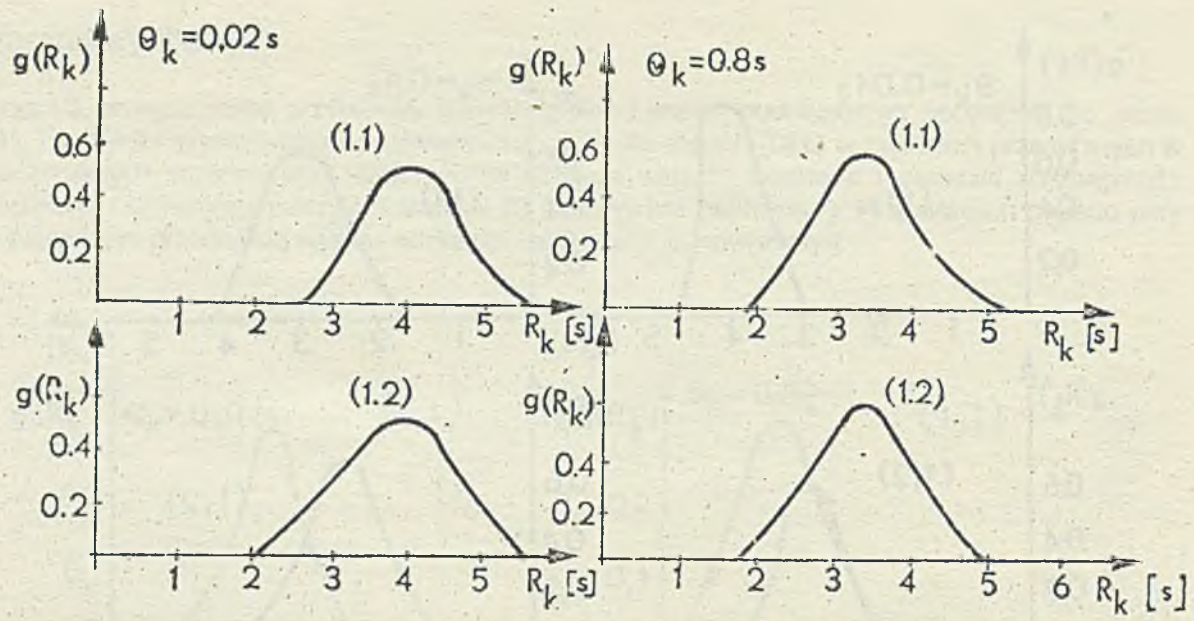

Rys.4. Funkcje gęstości opóźnienia po oczku dla konfiguracji jednowęzłowej DFL = 70N




Rys.5. Funkcje gęstości opóźnienia po oczku dla konfiguracji jednowęzłowej DFL = 128

Znalezione rozkłady są bardzo zbliżone do obciętych rozkładów normalnych. W warunkach wysokiego obciążenia sieci są one skoncentrowane na dość wąskim odcinku. W tabeli 1 podano stosunek wartości oczekiwanej do zmierzonych wartości maksymalnych, co może być pomocne przy ocenie rozrzutu opóźnienia po oczku.

Powyższa obserwacja była przyczyną rezygnacji z prób modyfikacji regulaminu obsługi zgłoszeń z linii w węzłach MSK (pozostawiono regulamin demokratyczny zbliżony do FIFO).




Rys.6. Funkcje gęstości opóźnienia po oczku dla konfiguracji dwuwęzłowej

Tabela 1. Stosunek maksymalnego do średniego opóźnienia po oczku dla konfiguracji jednowęzłowej

| DFL [bajty] | 70N | | | 128 | | |
|---|---|---|---|---|---|---|
| $\Theta_k$ [s] | 0.04 | 0.8 | 2 | 0.04 | 0.08 | 2 |
| zmierzone \| Maximum $R_k$ \| $E[R_k]$ | | | | | | |
| (i,j) = 1,1 | 1.75 | 2.06 | 2.19 | 1.15 | 1.47 | 1.67 |
| (i,j) = 1,2 | 1.77 | 2.34 | 2.88 | 1.27 | 1.52 | 1.56 |
| (i,j) = 2,3 | 2.55 | 2.43 | 2.21 | 1.71 | 1.84 | 1.61 |

Można zauważyć, że dyspersja opóźnienia po oczku maleje ze wzrostem obciążenia w zakresie wysokich obciążeń. Dla linii niedociążonych 2,3 nie jest to prawdą.

## Wnioski

Wyniki przedstawione tutaj i w opracowaniach [4,5,6] pozwalają na wyciągnięcie następujących zasadniczych wniosków.

- Dla sieci X.25 pracujących na średnich szybkościach transmisji danych sprawą bardzo istotną jest oddzielenie ruchu interrogacyjnego od transmisji gromadnych (bulk transfers). Propozycję takiego rozwiązania podano w opracowaniu T. Bicza i J. Lewoca [7].

- Regulamin FIFO powinien być stosowany do obsługi każdej klasy użytkowników, gdyż daje on rozkłady czasu obsługi bliskie normalnemu, co jest bardzo pożądane z punktu widzenia użytkownika (ograniczone zmiany zachowania się systemu).

- We właściwie zaprojektowanych zamkniętych sieciach kolejek opóźnienia tranzytowe są skoncentrowane na skończonych odcinkach, można więc podać wartości gwarantowane.

Chyba najważniejszą korzyścią uzyskaną z badań charakterystyk czasowych sieci MSK było wypracowanie własnej intuicji niezbędnej dla projektantów sieci komputerowych. Uzyskane wyniki stanowiły podstawę dla opracowania przybliżonych wzorów na gwarantowane opóźnienie po oczku i przepustowość [8] w sieciach z potwierdzeniami od końca do końca i określanie maksymalnych liczb linii obsługiwanych przez węzły czy oczek przechodzących przez linie, przy których zapewniona jest odpowiednia jakość usług sieciowych. Nabyta intuicja pozwoliła na krytyczną analizę norm sieciowych i przedstwienie propozycji rozwiązań poprawiających charakterystyki czasowe sieci [7].

Zasadniczym i bardzo ostrym dla MSK ograniczeniem stosowania metod symulacyjno-pomiarowych są koszty eksperymentów. Zmusiło to projektantów tej sieci do opracowania przybliżonych metod analitycznych oceny charakterystyk czasowych [8]. Wyniki pomiarowe stanowiły tu ważny element walidacji aproksymacji analitycznych.

## LITERATURA


[1]. CCITT "Revised Recommendation X.25 Preface and Level 3" COM VII, No. 438-E,1980

[2]. ISO "Reference Model of Open System Interconnection" ISC/TC 97/SC,1979

[3]. Czajkowski W. i in. A Communication Subnetwork Simulation and Performance Evaluation Tool Modelling Techniques and Tools for Performance Evaluation. Paris 1985.

[4]. Czajkowski W. i in. Initial Performance Evaluation for a Communication Subnetwork Node, Modelling Techniques and Tools for Performance Analysis, Paryż 1984

[5]. Czajkowski W. i in.: Badania charakterystyk czasowych węzła komunikacyjnego MSK (w:) Techniki rozproszonego przetwarzania danych, cz.I. WPWr Wrocław 1986

[6]. Lewoc J.B., Bicz T., Performance Measurements and Modeling for Interuniversity Computer Network, AMSE 1986 t.3 nr 4

[7]. Bicz T.A., Lewoc J.A.: Some Remarks on OSI and X.25 for Communication Networks Operating at Medium Transfer Rates 1st African Conference on Computer Communications, Tunis, May 21-23 1984

[8]. Lewoc J.B.: Badanie charakterystyk czasowych w praktyce projektowania sieci komputerowych, WNPSz (w druku)

mgr inż. Edward BIELENINIK
Centrum Obliczeniowe Politechniki Wrocławskiej
dr inż. Lechosław K.BŁACH
Ośrodek Badań Prognostycznych Politechniki Wrocławskiej
dr inż. Józef B.LEWOC
ZTE ELWRO Wrocław

# WPŁYW ODDZIELENIA TRANSMISJI GROMADNYCH OD RUCHU INTERROGACYJNEGO NA CHARAKTERYSTYKI CZASOWE SIECI KOMPUTEROWYCH

W sieciach komputerowych pracujących na średnich szybkościach transmisji istnieje potrzeba optymalizacji warunków ruchowych tak, aby można było obsługiwać jak największą liczbę użytkowników przy zapewnieniu określonej jakości usług sieciowych. Artykuł przedstawia propozycję rozwiązania programowego, która w wyniku oddzielenia transmisji gromadnych od ruchu interrogacyjnego pozwala na uzyskanie zarówno znacznego wzrostu liczby połączeń interrogacyjnych o określonym gwarantowanym opóźnieniu po oczku, jak i liczby połączeń z transmisją gromadną o gwarantowanej przepustowości minimalnej.

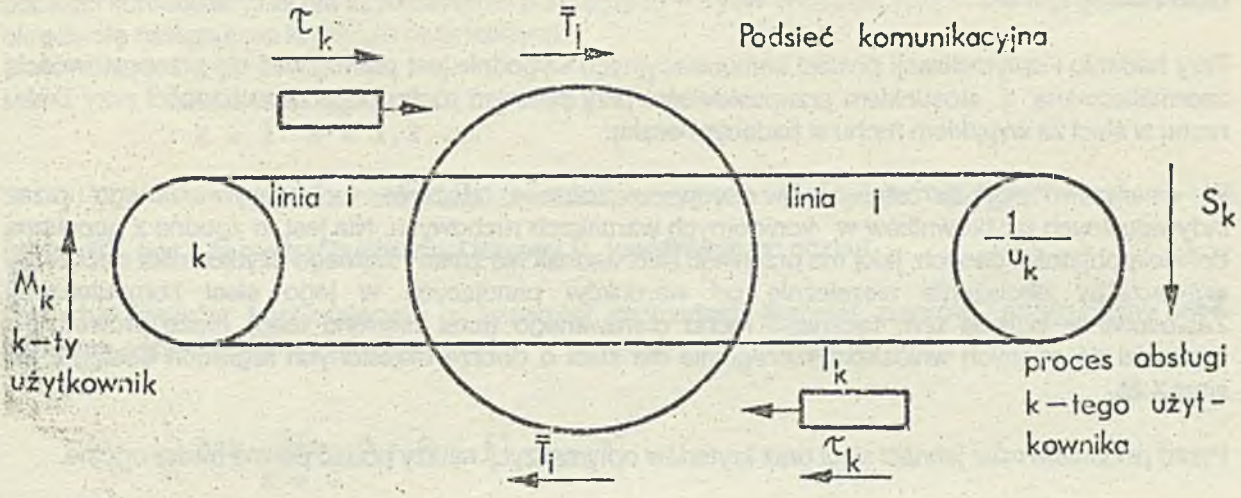
## Wstęp

Zarówno przy badaniach analitycznych, jak i w symulacji modelowania i pomiarach sieci komputerowych często łączy się wymagania na przepustowość i opóźnienie tranzytowe dla połączeń (wirtualnych) np popularną charakterystyką badaną jest stosunek przepustowości do opóźnienia tranzytowego [1]. Autorzy mają nadzieję, iż taka charakterystyka zadowoli każdego użytkownika. Naszym zdaniem takie podejście jest całkowicie fałszywe, co najmniej dla sieci z komutacją pakietów, a zwłaszcza sieci X.25 [2] z potwierdzeniami od końca do końca (end-to-end acknowledgement).

W niniejszym artykule omówiono inne podejścia wypracowane podczas eksploatacji i badań Międzyuczelnianej Sieci Komputerowej (MSK) [3].

## Podstawowe charakterystyki i miary sieci komputerowych

Za modelem Open Systems Interconnection (OSI) [4] przyjmujemy opóźnienie tranzytowe oraz przepustowość jako podstawowe charakterystyki użytkowe sieci komputerowej. Podstawowe oczko (połączenie wirtualne) w sieci komputerowej pokazano na rys.1, gdzie przedstawiono też oznaczenia używane w niniejszym artykule.




Rys.1. Podstawowe oczko w sieci komputerowej

$M_k$ jest czasem myślenia k-tego użytkownika o wartości oczekowanej:

$$E[M_k] = m_k = \Theta_k; \qquad k = 1,\ldots,n$$

$\tau_k$ i $\tau'_k$ są czasami dostępu do sieci odpowiednio dla pakietów i odpowiedzi k-tego użytkownika; i,j $\in \{1,\ldots,l\}$ są indeksami linii obsługiwanych przez podsieć komunikacyjną.

$l_k$, $l'_k$ są zmiennymi losowymi, które opisują długość pakietu i długość odpowiedzi dla k-tego użytkownika (obejmuje to pole danych użytkownika o długości DFL oraz nagłówki warstw 2 i 3 według Zaleceń X.25)

$S_k$ jest czasem obsługi k-tego użytkownika o wartości oczekiwanej.

$$E[S_k] = s_k = \frac{1}{\mu_k};$$

$\bar{T}_j$, $\bar{T}_i$ opóźnienia tranzytowe do linii j-tej oraz i-tej;

$R_k \cong \bar{T}_i + \bar{T}_j + S_k$ opóźnienie po oczku;

$r_k = E[R_k]$

Jak wynika z powyższego opisu, będziemy rozpatrywać sieci komputerowe z potwierdzeniami od końca do końca, tj. takie, jakie w rzeczywistości budujemy.

Dla szerokości okna w = 1, przepustowość jest określana jako:

$$d_k = \frac{1}{r_k + E[\tau_k + \tau'_k]}$$

Dla większych okien (W>1) przepustowość równa się sumie przepustowości oczek o szerokości okna równej 1.

Przy badaniu i optymalizacji posieci komunikacyjnych wygodnie jest posługiwać się przepustowością znormalizowaną, tj. stosunkiem przepustowości przy pewnym ruchu do przepustowości przy braku ruchu w sieci za wyjątkiem ruchu w badanym oczku.

W niniejszym artykule obciążenie oferowane oznacza złożenie ruchu wytwarzanego przez indywidualnych użytkowników w konkretnych warunkach ruchowych. Nie jest to zgodne z popularną definicją objętości danych, jaką ma przenieść sieć. Jednak nie znamy żadnego użytkownika sieci, który wytwarzałby obciążenie niezależnie od warunków panujących w jego sieci komputerowej. Zastosowanie pojęcia tzw. łącznego ruchu oferowanego (total oferrend load) może prowadzić i prowadzi do mylnych wniosków, szczególnie dla sieci o dobrze określonych regułach dostępu, jak sieci X.25.

Przed podaniem miar jakości sieci oraz kryteriów optymalizycji należy podać pewne uwagi ogólne.

W założonym połączeniu wirtualnym użytkownik konwersuje ze swoim obsługującym (proces obliczeniowy) lub przesyła zbiory. Nie ma potrzeby łączenia tych dwóch trybów pracy równocześnie w jednej sesji łączności sieciowej.

Dla trybu pierwszego interesuje nas opóźnienie tranzytowe, w szczególności opóźnienie po oczku, dla drugiego - przepustowość. Gdy rozpatrujemy zmienne losowe, takie jak opóźnienie tranzytowe ($T_i$, $T_j$) czy opóźnienie po oczku ( $R_k$ ), to badanie pełnych rozkładów jest trudne, stąd istnieje potrzeba przyjęcia pewnych miar.

Najbardziej popularną miarą, szczególnie w badaniach teoretycznych, jest wartość oczekiwana. Lecz użytkownikom pracujących w trybie interrogacyjnym nic ona nie mówi, użytkownik nie może na jej podstawie przewidzieć zachowania się sieci nawet gdyby znał dodatkowe warianicje. A optymalizacja sieci komputerowych według kryterium minimum wartości oczekiwanej prowadzi często do tak nonsensownych wyników, jak następujący: na komputerze R-32 pracującym pod kontrolą systemu operacyjnego OS/MVT oraz opcji time-sharingu TSO opóźnienia po oczku zmierzone przy edycji, kompilacji i uruchamianiu programów w Fortranie przekraczały 7 minut przy liczbie terminali lokalnych wynoszącej zaledwie 7. Te same funkcje na dziesięciokrotnie tańszej maszynie cyfrowej Odra 1325 nie zajmowały więcej niż 9s. Stosunek funkcji do kosztów był 50-100 razy lepszy w drugim wypadku [5]. Jedną z podstawowych przyczyn tego stanu rzeczy jest to, że system operacyjny (MINIMOP) dla Odry 1325 stosuje prosty regulamin zbliżony do FIFO i nie próbuje, jak Driver TSO, "optymalizować" na minimum wartości oczekiwanej. Kwantyle, w szczególności opisujące ogony rozkładów, mogą dać pewne informacje użytkownikowi.Jednak trudno je oczacować i prowadzą do prognozowania na zasadzie rzutu monetą.

Miarą bardzo naturalną jest wartość gwarantowana, tj. supremum po zbiorze wszystkich możliwych realizacji zmiennej losowej. Jeśli nie jest znany pełny rozkład opóźnienia czasowego, to pierwszą rzeczą, jakiej potrzeba, jest jego wartość maksymalna. Ta miara rozkładów, tak interesująca rzeczywistych użytkowników, nie interesuje na ogół pracowników badawczych zajmujących się teorią kolejek prawdopodobnie dlatego, że obliczenie tej miary jest zadaniem "tylko algebraicznym".

Czasami naukowcy twierdzą, że badania wartości gwarantowanych są niecelowe, gdyż interesujące zmienne losowe mogą nie mieć skończonego ograniczenia górnego. Jednak odpowiedź na tę kwestię jest prosta, inżynier nie powinien interesować się szczegółowymi badaniami takich sieci, lecz przeprojektować je. Słowo "powinien" jest tu adekwatne, gdyż np. najpopularniejsza wciąż sieć lokalna Ethernet nie daje gwarancji opóźnienia po oczku [6].

Tak więc maksymalne opóźnienia tranzytowe lub po oczku będą przyjęte za podstawowe miary jakości podsieci komunikacyjnej dla użytkowników pracujących w trybie interrogacyjnym. Dla tego trybu pracy określa się następujące kryterium optymalizycji.

$$\text{Min Sup } R_k^o \; ; \; I \subset \{1,\ldots,n\}$$
$$k \in I \quad o \in 1,2,\ldots$$

- zbiór numerów użytkowników pracujących w trybie interrogacyjnym

gdzie $R_k^o$ jest o-tą realizacją zmiennej losowej $R_k$ (opóźnienie po oczku).

Dla użytkowników korzystających z transmisji gromadnej (transfer zbiorów) przyjmujemy inne kryterium optymalizycji

$$\text{Max} \quad \text{Min} \quad d_k; \; G < \{1,\ldots,n\}$$
$$k \in G$$

- zbiór numerów użytkowników pracujących z transmisjami gromadnymi.

Funkcję celu optymalizacji należy odczytywać jako część poprawy jakości usług dla najgorzej obsługiwanego użytkownika (w każdej z dwóch klas). Odzwierciedla to naszą tendencję do budowy sieci demokratycznych. Konstrukcja sieci i globalne kryteria optymalizacji prowadzą wprost do minimalizacji różnic jakości usług sieciowych.

Powyższe kryteria podano dla transmisji pozbawionej błędów. Gdy warunki stają się anormalne (występują błędy transmisji),celem optymalizacji jest powrót do normalnych warunków roboczych w jak najkrótszym czasie.Są dwie podstawowe przyczyny dla przyjęcia takiego podejścia. Po pierwsze, optymalizacji łączy telekomunikacyjnych dokonuje się niezależnie od optymalizacji oprogramowania podsieci komunikacyjnej. Po drugie, przy procedurach retransmisji zalecanych w X.25 opóźnienia tranzytowe wynikające z błędów transmisji lecz nie powodujące rozłączenia połączeń mogą być nawet o dwa rzędy wielkości wyższe od występujących w warunkach transmisji bezbłędnej [7].

## Ocena gwarantowanego opóźnienia po oczku

Badania węzła podsieci komunikacyjnej MSK [3] dały podstawę do wyprowadzenia stosunkowo dobrej majoranty gwarantowanego opóźnienia po oczku.

Rozpocznijmy od pojedynczego węzła podsieci komunikacyjnej, obsługującego e linii. Wybierzmy linię, przez którą przechodzi największa liczba (m) połączeń wirtualnych i niech to będzie e-ta linia. Zauważmy, że przy szacowaniu gwarantowanego opóźnienia po oczku $R^*$, można pominąć opóźnienia programowe w węźle: czas przetwarzania przy niepustej kolejce wyjściowej nie dodają się do $R_k$, bo dla poprawnie zaprojektowanego oprogramowania węzła nie wpływa na obsługę kolejki wyjściowej, realizowaną na wyższym poziomie priorytetu bezwzględnego. Powyższe stwierdzenie jest prawdziwe dla szybkości transmisji do co najmniej 48Kbit/s przy standardowych minikomputerach o cyklu pamięci około 1 μs.

Przy powyższych założeniach maksymalna długość kolejki do e-tej linii w dowolnej chwili, gdy jakiś pakiet wchodzi do kolejki, nie może być większa niż:

$$\sum_{o=1}^{m} w_o - 1$$

gdzie $w_o$ szerokość okna w o-tym połączeniu.

Pakiety te mogą być wprowadzone do węzła w czasie nie mniejszym, niż potrzebny na przetransmitowanie odpowiednich pakietów z najwolniejszej linii,tj:

$$E_l = \sup_{i \in \{1,\ldots,l-1\}} \sum_{o=1}^{m_l} w_o \cdot \tau_i$$

gdzie $\tau_i$ jest ograniczeniem górnym czasu transmisji w i-tej linii (i = 1,...,l-1). W tym czasie przez l-tą linię opuścił węzeł

$$\frac{t_l - \tau_l}{\tau_l}$$ pakietów.

Zatem maksymalne opóźnienie tranzytowe, jakiego może doświadczyć pakiet do l-tej linii jest dane przez wzór (1).

$$\bar{t}_l \leq \left( \sum_{o=1}^{m} w_o - \frac{\sup_{i \in \{1,..,l-1\}} \sum_{o=1}^{m_l} w_o \tau_i - \tau_l}{\tau_l} \right) \tau_l \qquad (1)$$

Jeśli nie następuje zmiana długości pakietów w węźle, szybkości transmisji i szerokości okien są równe, to wzór (1) można zapisać w następującej postaci:

$$\bar{t}_l \leq \left( mw - \frac{\tau_{lw}}{\tau_l} + 1 \right) \tau_l \qquad (2)$$

gdzie w - szerokość okna, a

$$\tau_{iN} = \begin{cases} \dfrac{mw}{l-1}\,\tau_l & \text{jeśli } m = p(l-1),\ p=1,2,\ldots, \\ \left(E\left(\dfrac{m}{l-1}\right)+1\right) w\,\tau_l & \text{w przeciwnym razie} \end{cases}$$

$$E(x) = \text{Entier}(x)$$

Prostą majorantą $R_k$ jest suma $\bar{t}_l$ wzdłuż rozpatrywanego oczka. Majoranta ta nie jest zbyt przesadna: przez odpowiedni dobór przepływów bocznych można zwykle doprowadzić do tego, że wybrane pakiety będą doświadczały maksymalnego możliwego opóźnienia tranzytowego w każdym węźle wzdłuż oczka.

## Ocena przepustowości gwarantowanej

Oszacowanie przepustowości gwarantowanej jest trudniejsze. Najbardziej popularne metody analizy przepustowości - Mean Value Analysis (MVA) oraz Normalized Convolution Algorithm (NCA) [8] - opierają się na wzorach Gordona- Newella [9], zakładających wykładnicze czasy między zgłoszeniami i wykładnicze czasy obsługi albo wykładnicze czasy między zgłoszeniem i dowolne czasy obsługi lecz nienaturalne regulaminy obsługi jak: ostatni przyszedł - pierwszy obsłużony (LIFO). Zatem mogą być stosowane w zasadzie do systemów podobnych do IBM, które zachowują się jak istota ludzka (eksponencjalny czas obsługi) [5]. Autorzy artykułu nie są zainteresowani budową czy badaniami takich systemów. Ponadto algorytm MVA czy NCA nie pozwalają na ocenę przepustowości gwarantowanych. Stąd wyprowadzamy pewne oszacowanie przepustowości gwarantowanej w sieciach X.25 z potwierdzeniami od końca do końca.

Rozpatrzmy drogę przez sieć komputerową prowadzącą przez węzły i dwa DTE [2]. Załóżmy, że czas transmisji pakietu przez każde łącze komunikacyjne jest stały ( $\tau$ ), m połączeń wirtualnych przechodzi przez każdą linię, wszystkie połączenia wirtualne poza badanym mają minimalny możliwy czas obiegu (turnround) $t_1$, a szerokość okna jest stała w każdym połączeniu i wynosi w.

Zakładamy też, że dla całkowicie demokratycznych regulaminów obsługi w każdym węźle i DTE, w stanie ustalonym pakiet w połączeniu badanym czeka na transmisję do dowolnej linii przez czas x o rozkładzie równomiernym w przedziale $\{0, (n-1)\tau\}$. Przy takim przybliżeniu wartość oczekiwana czasu x jest dana przez:

$$E[x] = \int_0^{\tau} \frac{(\tau - x)w}{t_1}\,dx(n-1) = (n-1)\,\frac{\tau^2 w}{2t_1} \qquad (3)$$

Dlatego nasza aproksymacja średniego opóźnienia po oczku, wprowadzanego przez podsieć komunikacyjną ma postać następującą:

$$r \cong ( 2s + 2 ) ( \tau + \frac{(n-1)\,\tau^2\, w}{2t_1} ) \qquad (4)$$

gdzie s jest liczbą węztów na drodze badanego oczka. Dodatkowo należy wprowadzić ograniczenie przepustowości łączy:

$$\frac{(n-1)\,\tau w}{t_1} + \frac{\tau w}{r} \leqslant 1 \qquad (5)$$

Nawiasem mówiąc, ograniczenie (5) może być bardzo dokładne: podczas badań wykonywanych przy pomocy systemu Sitwa [3,7] zmierzone wartości współczynnika wykorzystania najbardziej

obciążonych linii sięgały 99,6 %.

Z (4) i (5) można łatwo znaleźć estymację gwarantowanego, średniego opóźnienia po oczku:

$$r^* \cong 3 ( s + 1 ) \tau \qquad (6)$$

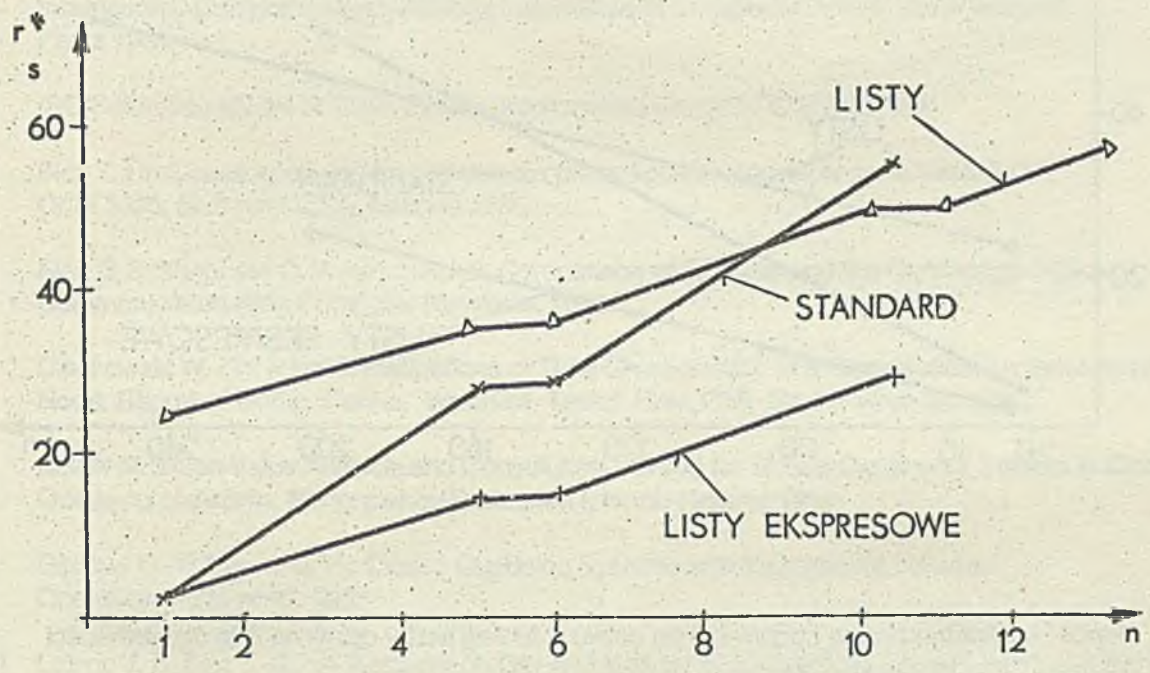
Ponieważ podczas tego czasu obiegu,badany użytkownik może przesłać w pakietów, przepustowość gwarantowaną można oszacować przez:

$$D^* = \frac{w}{3(s+1)\tau} \qquad (7)$$

pod warunkiem, że żadna linia po drodze oczka nie jest przeciążona. Jeśli występuje przeciążenie, to należy szacować $r^*$ z (5). Przepustowość gwarantowaną można uogólnić na wypadek niejednakowych szybkości transmisji, szerokości okien itp. lecz uzyskany wynik jest wystarczający dla celów naszego artykułu. Oszacowanie przepustowości gwarantowanej okazało się dość dobre, co wykazują wyniki pomiarów [5] dla pakietów o stałej długości.

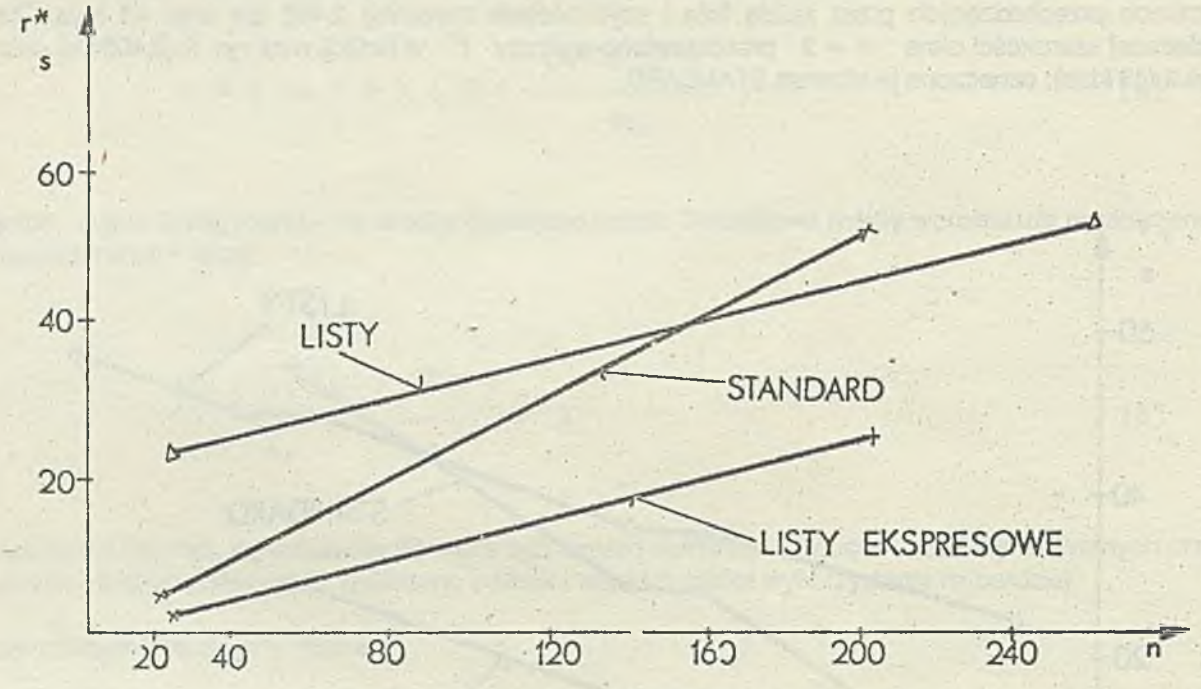
## Przypadek typowy

Jako przypadek typowy rozpatrzmy połączenie wirtualne przechodzące przez trzy węzły, przy n oczkach przechodzących przez każdą linię i szybkościach transmisji 2.400 b/s oraz 48 kb/s. Dla zalecanej szerokości okna w = 2 przedstawiono wykresy $r^*$ w funkcji n na rys. 2 (2.400b/s) oraz rys.3 (48 kb/s); oznaczono je słowem STANDARD.




Rys.2 Gwarantowane opóźnienie po oczku w funkcji liczby oczek na linię dla szybkości transmisji 2.400 b/s.

Jeśli chcemy zapewnić, aby opóźnienie po oczku nie przekraczało około 20 s, to możemy dopuścić do 4 lub 80 oczek nawiązanych w linii w jednej chwili. Wówczas, choćby nawet istniały rezerwy pasm przenoszenia w liniach, przepustowości, jakie można gwarantować użytkownikowi, wyniosą 0,33 i 6,6 pakietów/s. Rozwiązanie zaproponowane w opracowaniu J. Lewoca i T. Bicza [10] pozwala na istotne poprawienie tej sytuacji. Polega ona na oddzieleniu transmisji gromadnych od ruchu interrogacyjnego przez wykorzystanie trzech klas użytkowników i zastosowanie różnych priorytetów względnych (non-preemptive) na wejściu do każdego łącza komunikacyjnego. Klasy te nazywamy: listami ekspresowymi (niskie gwarantowane opóźnienie po oczku, szerokość okna w = 1, najwyższa taryfa za przesłanie pakietu i czas trwania połączenia, najwyższy priorytet) listami (średnie gwarantowane opóźnienie po oczku, w = 1, średnia taryfa za przesłanie pakietu i czas trwania połączenia średni priorytet dostępu do łączy) oraz drukami ($w \in (2,7)$) niska taryfa za przesłanie pakietu i czas trwania połączenia, niski priorytet.




Rys.3 Gwarantowane opóźnienie po oczku w funkcji liczby oczek na linię dla szybkości trasnsmisji 48 Kb/s

Na rys.2 i 3 pokazano gwarantowane opóźnienie po oczku dla dwóch pierwszych klas. Jeśli dla listów ekspresowych $r^* = 20$ s, to w każdej linii można dopuścić ponad 13 lub 260 oczek. Jednocześnie przepustowość gwarantowana dla druków wzrosła odpowiednio do 0,93 i 19,1 pakietu/s przy założeniu braku nasycenia oraz średniego czasu obiegu dla listów i listów ekspresowych wynoszącego 60 s.

## Wnioski

Przyjęcie standardowej szerokości okna $w = 2$ w sieci X.25 i łączenia ruchu interrogacyjnego z ruchem gromadnym prowadzi zarówno do wysokich gwarantowanych opóźnień po oczku, jak do niskich przepustowości gwarantowanych. Podzielenie ruchu na klasy może znacznie poprawić opóźnienia po oczku dla użytkowników pracujących w trybie interrogacyjnym, a jednocześnie zwiększyć przepustowość gwarantowaną dla transmisji gromadnych. Takiego rozdzielenia można dokonać wyłącznie środkami programowymi i nie jest tu potrzebna komutacja obwodów.

Rozwinięcie propozycji powinno objąć mechanizm sterowania przepływem przydzielający połączeniom klasy druków okna o szerokości w niemalejącej funkcji liczby węzłów, przez które przechodzi dane oczko.

## LITERATURA

[1] Reiser M.: Admission delays on virtual routs with window flow control.Performance of Data Comunication Systems and their applications. Paryż 1981

[2] CCITT, Recommendation X.25,COM VII-No.429.Geneva 1980

[3] Czajkowski W. i in: Initial Performance Evoluation for a Communication Subnetwork Node, International Conference on Modelling Techniques and Tools for Performance Analysis. Paryż 1984

[4] ISO,Reference Model of Open System Interconnection, ISO/TC 97/SC,1979

[5] Bicz T. i in:Ocena opóźnień czasowych dla pracy konwersacyjnej w systemach R-32 i Odra 1325, Biuletyn MERA, listopad 1985

[6] Blair G.S.,Shepherd D.:A Performance Comparison of Ethernet and the Cambridge Digital Communication Ring Computer Networks, 1982

[7] Czajkowski W. i in: Initial Investigations of Time Characteristic of a Communication Subnetwork Node, Report of Comp. Centre, Wrocław Techn. Univ. PRE No.11, Wrocław 1983.

[8] Reiser M.:Mean-Value Analysis and Convolution Method for Queue-Dependent Servers in Closed Queueing Networks, Performance Evaluation I, North-Holland 1981

[9] Gordon W. T. Newell G. F.: Closed Queueing Systems with Exponential Servers, Operations Res. nr 15, 1967

[10] Lewoc J. B.,Bicz T.:Same Remarks on OSI and X.25 for Communication Networks Operating at Medium Transfer Rates, 1-st Arfican Conference on Computer Communications, Tunis 1984

dr inż. Lechosław **BŁACH**

Ośrodek Badań Prognostycznych Politechniki Wrocławskiej

dr inż. Józef B. **LEWOC**

ZTE ELWRO Wrocław

mgr inż. Leszek Z. **MISIURA**

Centrum Obliczeniowe Politechniki Wrocławskiej

# KRYTYCZNE UWAGI NA TEMAT BADAŃ SYMULACYJNYCH SPROWADZAJACYCH SIĘ DO WARTOŚCI OCZEKIWANYCH

**Abstrakt**

Artykuł omawia pewne podejście do porównania przepustowości w sieciach lokalnych Ethernet i Cambridge Data Ring przyjęte przez G.S.Blaira i D.Shepherda [1]. Podejście to jest oparte na badaniu wyłącznie wartości oczekiwanych bez rozpatrywania warunków występujących podczas normalnej pracy. Podejście takie poddano krytyce. Przedstawiono też uproszczony model analityczny, który pozwala na szacowanie minoranty opóźnienia tranzytowego.

## Wstęp

Artykuł G.S. Blaira i D. Shepherda [1] przedstawia wyniki symulacyjnych badań dwóch typów lokalnych sieci komputerowych (Lan) : Ethernet i Cambridge Data Ring. Przedstawiono zasady działania dla tych Lan, modele symulacyjne oraz wyniki oceny charakterystyk czasowych. Jedyną charakterystyką czasową, jaką badano, było średnie opóźnienie tranzytowe dla pakietu danych (zwykle długości 16 oktetów) i pakietu potwierdzenia (o długości jednego oktetu).

W niniejszym artykule podajemy pewne uwagi na temat tego bez wątpienia bardzo interesującego materiału badawczego.

## Badania na wartościach oczekiwanych

Cel i warunki badań opisanych w pracy [1] wzbudzają sprzeciw. Autorzy zakładają strumień wejściowy Poissona, co sugeruje pracę interrogacyjną w badanych sieciach. Ten tryb pracy implikuje zwykle ludzi jako użytkowników i trudno sobie wyobrazić ruch o intensywności rzędu $10^6$ bit/s. Jeśli nawet pominiemy to zastrzeżenie, to pozostaje nadal podstawowe pytanie: czy przy pracy interrogacyjnej użytkownik jest zainteresowany bardziej maksymalną czy oczekiwaną wartością opóźnienia po oczku lub czasu do uzyskania odmowy.

Rozpatrzmy to zagadnienie nieco bardziej szczegółowo. Podstawowym zadaniem hipotetycznych sieci Lan badanych [1] jest przesyłanie jednopakietowych komunikatów 16-bajtowych oraz jednobajtowych odpowiedzi pomiędzy losowo wybranymi stacjami (badania prowadzono dla 4,8,16 i 30 stacji). Badaną charakterystyką jest opóźnienie tranzytowe pakietu i odpowiedzi.

Dla Cambridge Ring [2] zadanie transmisji wymaga użycia 16 + 1 minipakietów 40-bitowych, natomiast dla Ethernet [3] - dwóch ramek 64-bajtowych.

**Uwaga:** W opracowaniu [1] nie symulowano minimalnej długości pakietu w sieci Ethernet. Jest to sprzeczne z normą Ethernet, która podaje, że ramki krótsze niż 64 bajty muszą być ignorowane jako pozostałości po kolizji. Powyższe założenie powoduje oczywiste zniekształcenie wyników na korzyść Ethernet.

W niniejszym artykule pominięto błędy transmisji jako nieistotne przy ocenie przepustowości.

Dla Cambridge Data Ring specyfikacja [2] podaje dwa ograniczenia dla przepustowości: każde połączenie może odbierać co najwyżej jeden minipakiet na m + 2 szczelin, gdzie m jest liczbą szczelin krążących w Lan, a n jest liczbą stacji w sieci. Na podstawie tych ograniczeń wykreślono odpowiednie krzywe na rys.1.

Wykresy dla Ethernet (proste) sporządzono dla dwóch ramek 64 bajtowych na komunikat i dla 16 retransmisji po kolizjach (po tej liczbie sygnalizuje się odmowę transmisji).

Należy zwrócić uwagę na logarytmiczną skalę (podobnie jak w opracowaniu [1]) oraz rozcięcie osi pionowej (!). Rys.1 objaśnia się sam i daje wrażenie znacznie lepszej pracy Cambridge Ring w porównaniu z Ethernet, co uwidoczniłoby się też na wartościach oczekiwanych, gdyby nie błędy opisu. Zatem opracowano przybliżony model analityczny dla Ethernet, aby ocenić minorantę opóźnienia tranzytowego.

## Przybliżony model analityczny Ethernet

Podstawą dla niniejszego modelu przybliżonego jest założenie potwierdzone przez badania praktyczne [4], że dla stałych czasów transmisji oraz wykładniczych czasów myślenia można stosować modele Bernoulliego do poszczególnych odcinków opóźnienia po oczku.

W modelu przyjęto też (w korzyścią dla Ethernet) założenie, że w dowolnej kolizji biorą udział nie więcej niż 2 ramki.

Przyjmijmy następujące oznaczenia:

$n$ - liczba stacji,

$\tau$ - średnie opóźnienie po oczku [$\mu$s],

$e$ - czas transmisji ramki z pakietem [$\mu$s],

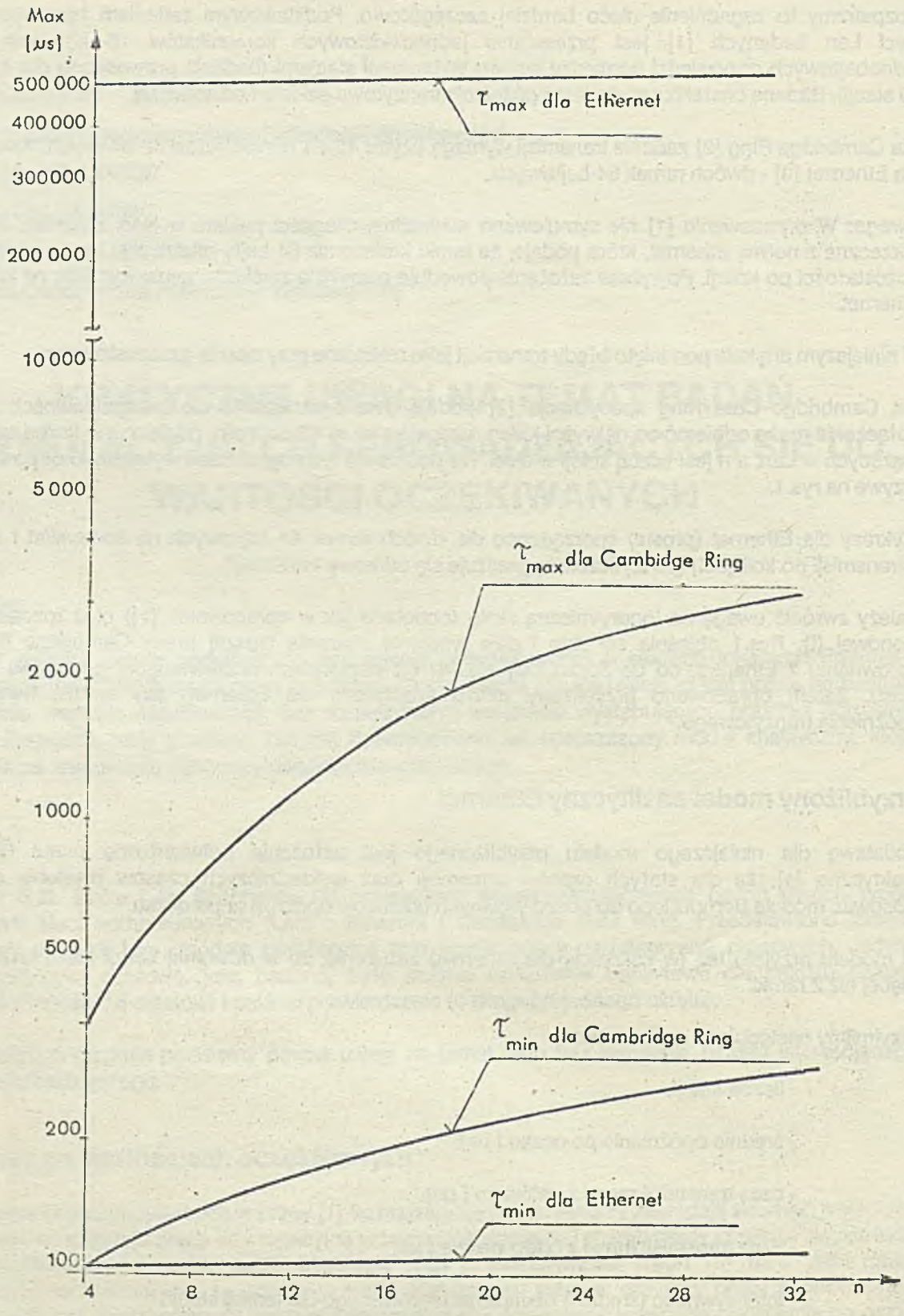
$e'$ - czas transmisji ramki z odpowiedzią [$\mu$s],

$\lambda$ - intensywność (średnia) obciążenia oferowanego dla jednej stacji,

$\lambda_t = n\lambda$ - łączna intensywność obciążenia oferowanego [pakietu/s],

$\Theta$ - czas myślenia [$\mu$s],

w,w' - czasy oczekiwania na zakończenie poprzedniej transmisji [ μs],



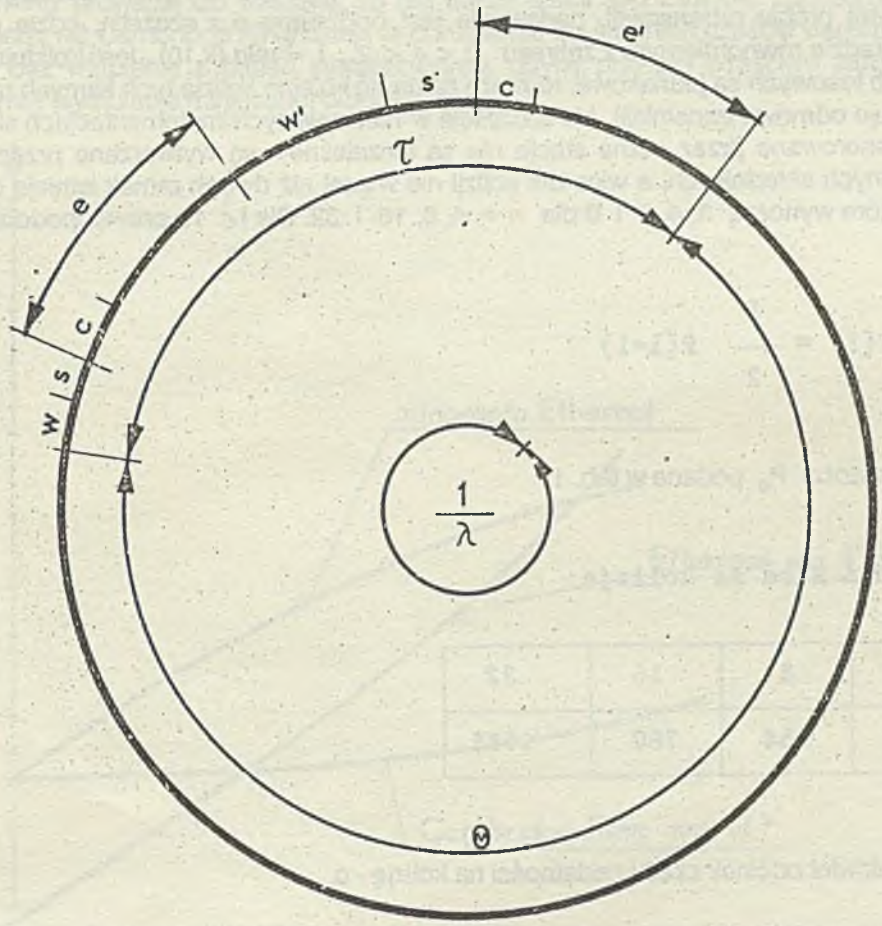

Rys. 1 Maksymalne i minimalne opóźnienie tranzytowe w funkcji liczby stacji (obciążenie oferowane = 1 Mb/s).

s - odstęp międzyramkowy [μs],

c - przedział czułości na kolizję [μs],

$P_c$ - średnia kara (opóźnienie transmisji) za kolizję [μs],

Na rys. 2 przedstawiono czasowy schemat kołowy transmisji dla pojedynczej stacji.




Rys.2 Czasy transmisji i oczekiwanie dla Ethernet

Przybliżone oszacowanie opóźnienia po oczku przyjmuje postać: (1)

$$\tau \geq w + p'_c P_c + e + s + w' + p'_c P'_c + e'$$

gdzie:

$P'_c$ - prawdopodobieństwo, że na odcinku

$$\frac{e + e'}{2} + s + c$$

zgłosi się do transmisji ramka z (n-2) stacji. Oszacujmy teraz średnią karę za kolizję $P_c$.

W Ethernet retransmisjami po kolizjach rządzi algorytm binary back-off. Przy k-tej próbie retransmisji, nadawanie jest opóźniane o r szczelin, gdzie r jest liczbą całkowitą o rozkładzie równomiernym z zakresu $0 < r < 2^l$, $l = \min(k,10)$. Jeśli kolidują dwie ramki a generatory liczb losowych są jednakowe, to może nastąpić kolejna kolizja tych samych ramek (po 16 kolizjach następuje odmowa transmisji). Na szczęście w rzeczywistych implementacjach sieci Ethernet liczby losowe generowane przez różne stacje nie są niezależne - są wytwarzane przez generatory addytywne o różnych składnikach, a więc dla kolizji nie więcej niż dwóch ramek istnieją ograniczone liczby rekolizji, które wynoszą 3, 4, 5 i 6 dla $n = 4, 8, 16$ i 32. Dla $l \leq 10$ prawdopodobieństwo l-tej kolizji wynosi:

$$P(1) = \frac{1}{2} P(l-1)$$

Stąd obliczono wartości $P_c$ podane w tab. 1.

Tab. 1. Średnia kara za kolizje

| n | 4 | 8 | 16 | 32 |
|---|---|---|---|---|
| $P_c$ | 157 | 354 | 760 | 1585 |

Oszacujmy teraz średni odcinek czasu podatności na kolizję - c.

W opracowaniu [1] przyjęto, że czas ten równa się podwójnej odległości czasowej pomiędzy dwoma skrajnymi stacjami, czyli:

$$c \cong (n-1)\ 0.2\ \mu s$$

Z korzyścią dla Ethernet przyjmujemy przybliżenie c przez średnią odległość czasową między stacjami

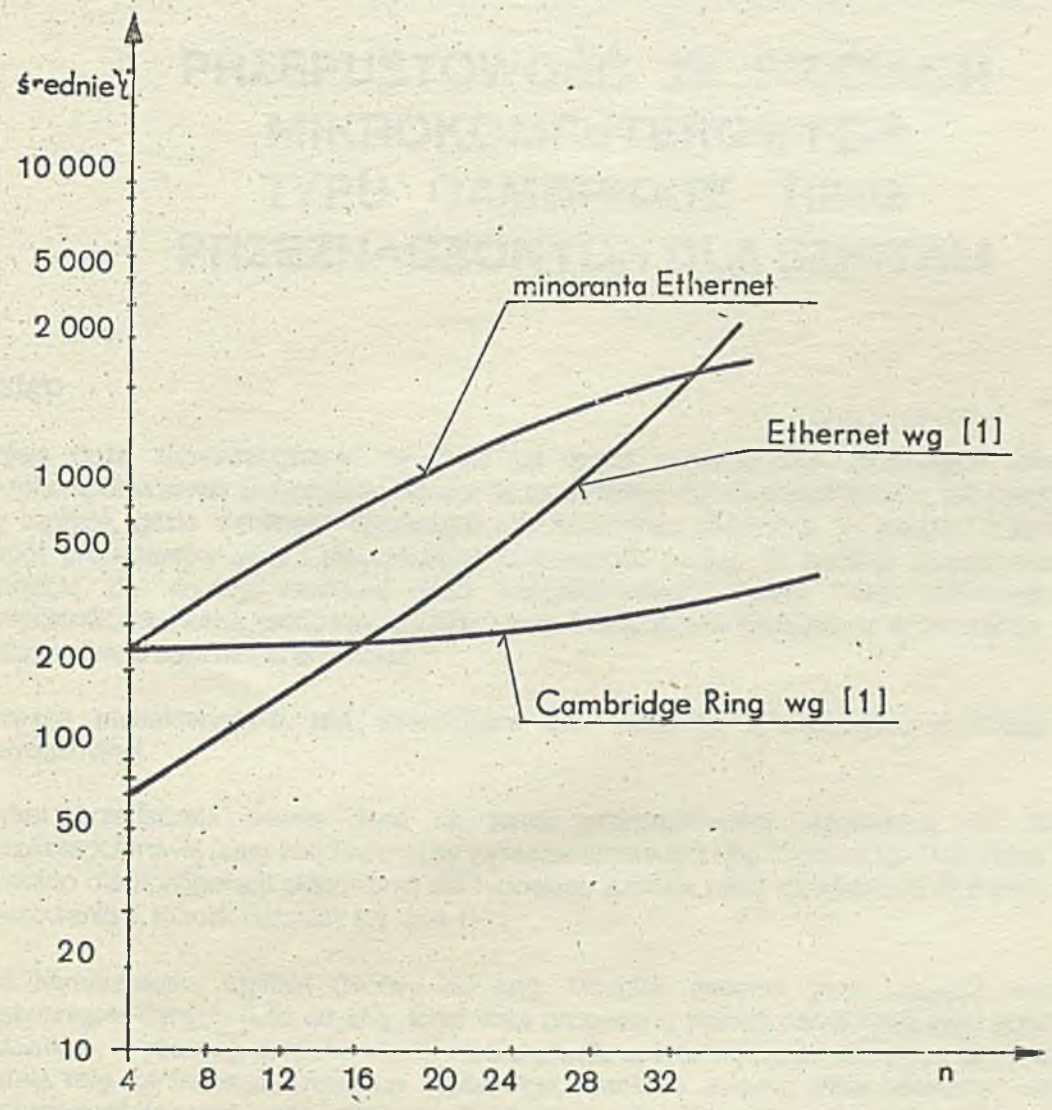
$$c \cong \frac{n+1}{3} \cdot 0,1\ \mu s$$

Na rys.3. przedstawiono średnie opóźnienie tranzytowe dla Ethernet i Cambridge Ring z [1] oraz minorantę dla Ethernet według powyższego modelu przybliżonego.

Widać, że wyniki [1] są niepoprawne i błędnie wskazują na wyższość sieci Ethernet nad Cambridge Ring w zakresie badanych warunków ruchowych.

## Uwagi ogólne na temat podejścia do badań sieci

Dla badań użytkowników pracujących w trybie interrogacyjnym maksymalne realizacje opóźnień są znacznie bardziej interesujące niż wartości średnie badane w pracy [1]. Wartości średnie opóźnienia tranzytowego są interesujące dla transmisji gromadnych (transmisje zbiorów). Jednak dla tego przypadku nie można przyjąć założenia o Poissonowskim strumieniu wejściowym. Jeśli nawet przyjąć takie założenia, to porównanie minoranty analitycznej dla Ethernet oraz danych symulacyjnych dla Cambridge Ring prowadzi do wniosku, że dla liczby stacji a>6 Ethernet zachowuje się gorzej lub znacznie gorzej niż Cambridge Ring nawet w odniesieniu do średnich czasów transmisji. Wniosek taki wyniknąłby bez wątpienia z badań symulacyjnych, gdyby przyjęto właściwe założenia dotyczące normy Ethernet (symulacje minimalnej długości ramek).




Rys.3. Średnie opóźnienie tranzytowe (obciążenie sterowane = 1Mb/s

## Wnioski

Prawie cały zakres badań [1] świadczy, że Cambridge Date Ring zachowuje się lepiej lub znacznie lepiej niż Ethernet.

LITERATURA

[1] G.S. Blair and D. Shepherd: A Performance Comparison of Ethernet and the Cambridge Digital Communication Ring, Computer Networks 1982 nr 6.

[2] Cambridge Ring 82 Interface Specification.

[3] Ethernet Specification 1982

[4] W. Czajkowski i inni:Initial performance evaluation for a communication subnetwork node, Modelling Techniques and Tools for Performance Analysis. Paryż 1984.

dr inż. Lechosław BŁACH
Ośrodek Badań Prognostycznych Politechniki Wrocławskiej
dr inż. Józef B. LEWOC
ZTE ELWRO Wrocław
mgr inż. Leszek Z. MISIURA
Centrum Obliczeniowe Politechniki Wrocławskiej

# PRZEPUSTOWOŚĆ W SIECIACH MIKROKOMPUTEROWYCH TYPU CAMBRIDGE RING PRZEZNACZONYCH DLA SZPITALI

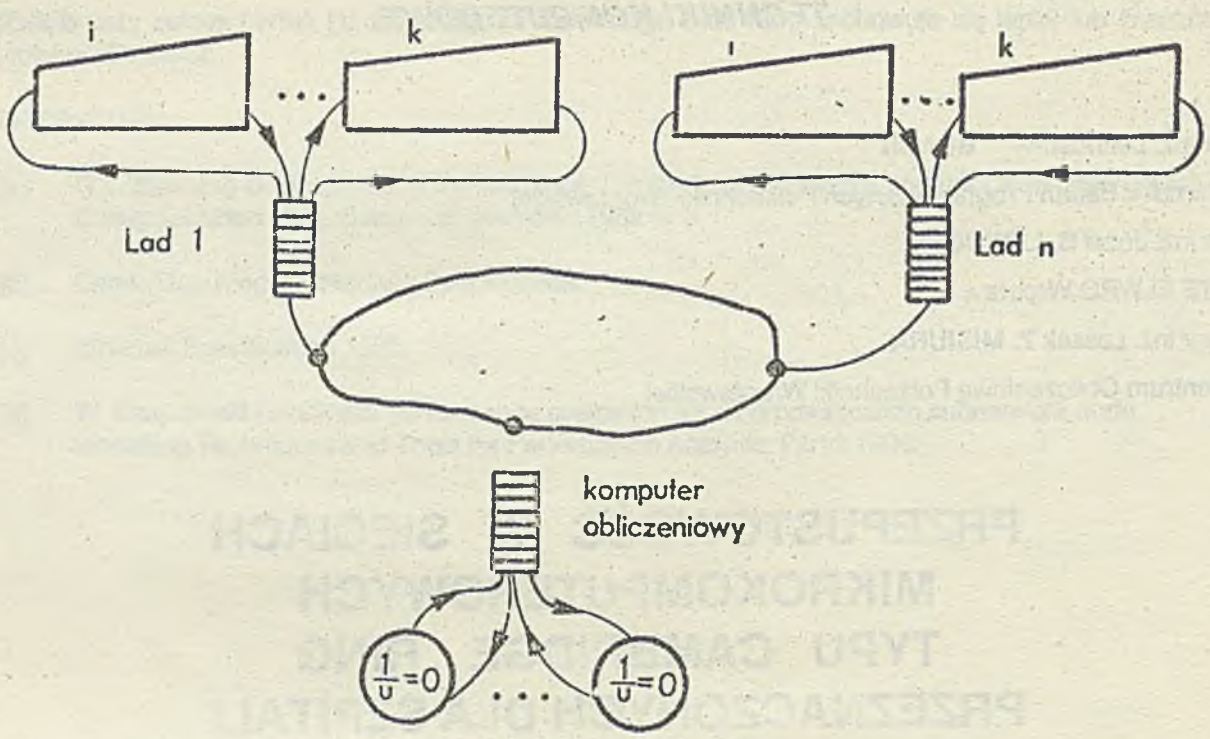
## Wstęp

Istnieje duże zapotrzebowanie na dane na temat charakterystyk czasowych lokalnych sieci mikrokomputerowych. Szczególnie odnosi się to do takich dziedzin zastosowań, jak dyspozycje mocy czy szpitale, gdzie stabilność operacyjna ma zasadnicze znaczenie. W związku z tym społeczny zespół projektantów sieci i pracowników badawczych podjął się zadania przygotowania nowego podejścia do analizy czasowej sieci komputerowych. Celem było oszacowanie średniej przepustowości (liczba jednostek danych transmitowanych w połączeniu w jednostce czasu) oraz maksymalnego opóźnienia po oczku.

Pierwsza charakterystyka jest interesująca dla transmisji gromadnych, a druga dla pracy interrogacyjnej.

Artykuł przedstawia pewne dane na temat przepustowości szacowanej dla lokalnej sieci mikrokomputerowej (Lan) zbudowanej na zasadzie empty-slot ring (Cambridge Data Ring) [1]. Dane te uzyskano dla konfiguracji planowanej dla typowego szpitala wielu specjalności w Polsce, opisanej w opracowaniu J. Klimek-Grzesiak [2] (rys.1).

Sieć komputerowa szpitala (Honey od ang. Hospital network yarn) zawiera lokalne punkty przetwarzania danych (Lad od ang. local data processing points), które mają być zainstalowane na oddziałach, w recepcji, ambulatoriach, laboratoriach, aptece itd., oraz komputer obliczeniowy, który spełnia rolę centralnego archiwum szpitalnego. Pierwsze pytanie, jakie stawiamy, odnosi się do przepustowości uzyskiwanej przy typowym, trudnym układzie ruchowym, gdy wszyscy użytkownicy podłączeni do poszczególnych Ladów korzystają z zasobów komputera obliczeniowego.




Rys.1 Sieć komputerowa szpitala (Honey)

## Model

Przybliżony model szacowania przepustowości w sieciach lokalnych wyprowadzono w opracowaniu Lewoca [3]. Poniżej zacytowano podstawowe wzory. Nasza metoda polega na rozbiciu badanej sieci na oczka (połączenia wirtualne) rys.2.

Równania równowagi (na wartościach oczekiwanych) mają postać następującą:

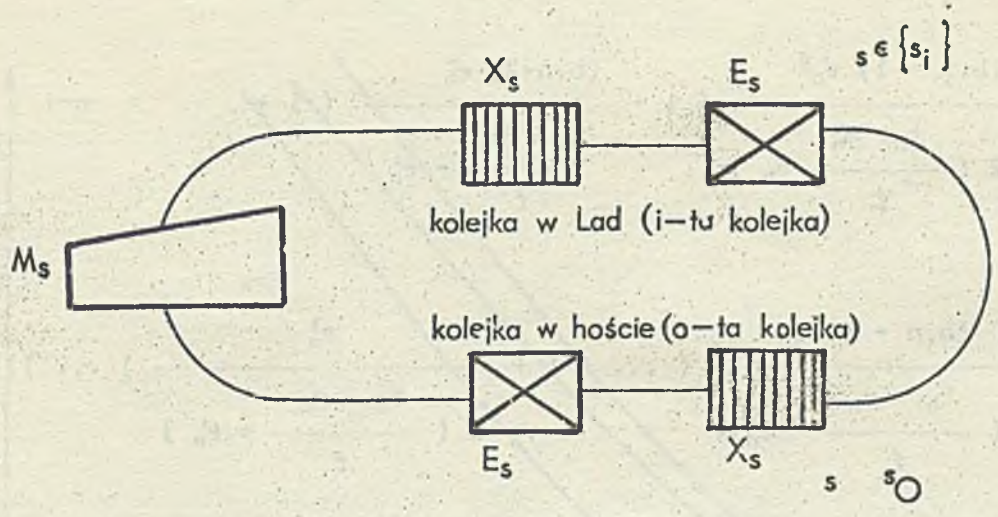
$$l \in \{1...n\}; \qquad s \in \{s_l\}; \quad i \neq s$$

$$t = x + e + x' + e' + m \tag{1}$$

$$t_h \cong (x_h + e_n + x_n' + e_n')\, f + m_h$$

gdzie:

$$x \cong x_h \cong x'$$




Rys. 2 Oczko i-tego Lad

$$x \cong \frac{(a-1)(e^2+e'^2)}{t-e}\left(\frac{1}{2}+\left(a-2-\frac{m}{t-e}\right)\frac{x}{t-e}+\frac{a-1-\frac{m}{t-e}}{t-e}\right)+$$

$$+\frac{a.e'+b\,e_h^2\,f}{t-e}\left(\frac{1}{2}+\left(a-1\,\frac{m}{t-e}\right)\frac{x}{t-e}+\frac{a-\frac{m}{t-e}}{t-e}\right)+ \qquad (2)$$

$$+\frac{(b-1)\,e_h^2.f}{t-e}\left(\frac{1}{2}+\left(b-2-\frac{m}{t-e}\right)\frac{x}{t-e}+\frac{b-1-\frac{m}{t-e}}{2\,(t-e)}\right)$$

$$x'_n = \frac{(b.n-1)\, e'^2_h}{2\left(\frac{t_n + m_n}{f} - e'_h\right)} \left(1 + \frac{(b.n-2)\, e'_h}{\frac{t_h - m_h}{f} - e'_n}\right) \left(1 + \right.$$

$$\left. + \frac{(b.n-3)\, e'_h}{2\left(\frac{t_h - m_h}{f} - e'_n\right)} \left( \ldots \left( 1 + \frac{e'_n}{2\left(\frac{t_h - m_h}{f} - e'_n\right)} \right) \ldots \right) \right) \qquad (3)$$

gdzie:

| | |
|---|---|
| h | - indeks transmisji zbiorów, |
| brak indeksu | - transmisja interrogacyjna, |
| ' | - apostrof odpowiedzi, |
| x | - czas oczekiwania w kolejce, |
| e | - czas transmisji, |
| f | - liczba pakietów w zbiorze, |
| m | - wartość oczekiwana czasu myślenia, |
| a | - liczba oczek interrogacyjnych na Lad, |
| b | - liczba oczek z transmisją zbiorów na Lad, |

W przypadku nasycenia, tj. gdy

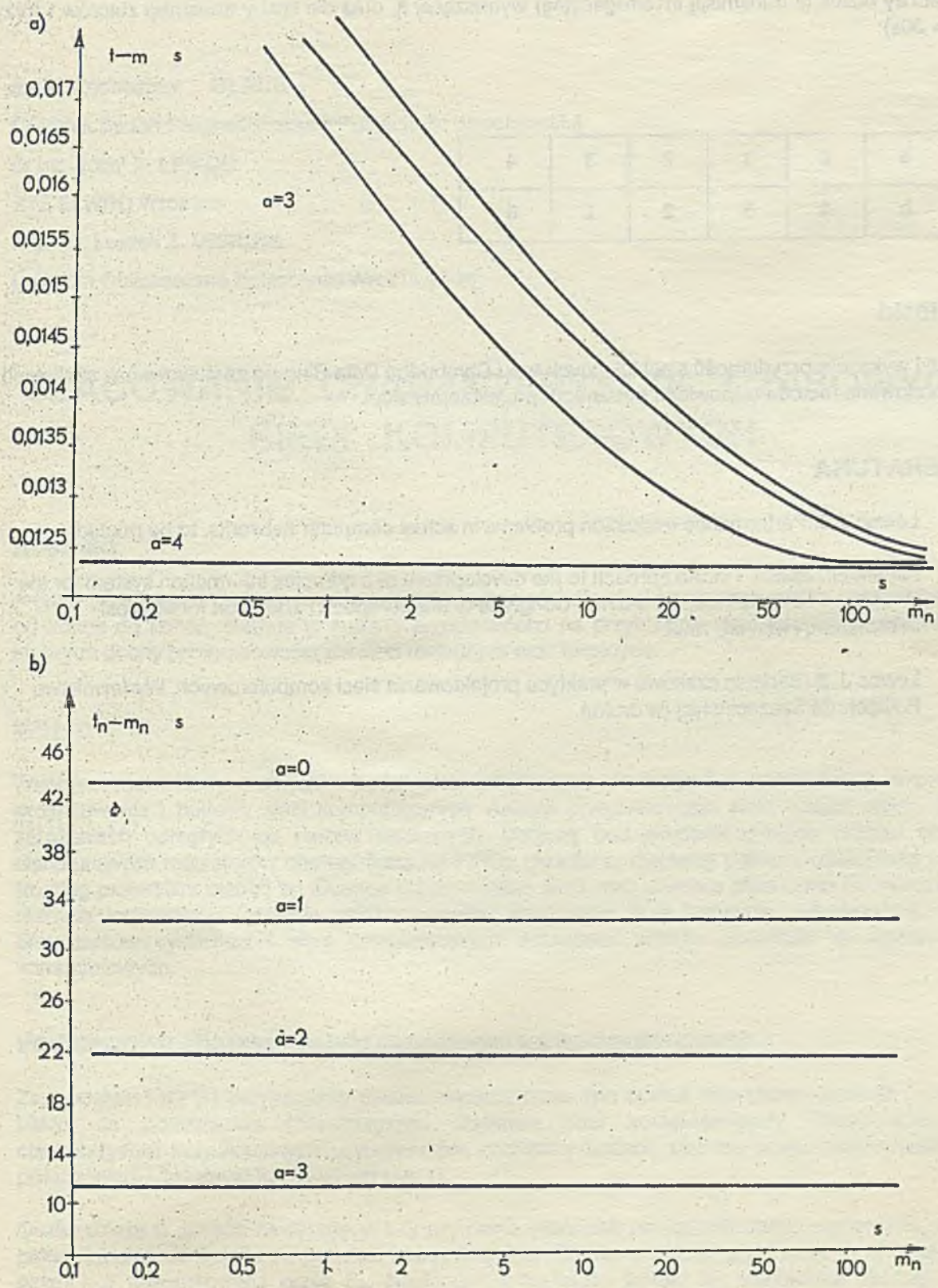
$$\frac{a\, v}{t} + \frac{bv\, f}{t_h} > 1 \qquad \text{lub}$$

$$\frac{nbvf}{t} > 1 \qquad (4)$$

stosujemy korekcję nasyceniową o postaci (przykład dla komputera obliczeniowego)

$$t_h = bvf$$

Czas transmisji e, $e_h$ obliczone są zgodnie z algorytmem opisanym w opracowaniu [3].




Rys.3. Wykresy t-m w funkcji mk
a - dla ruchu interrogacyjnego
b - dla transmisji zbiorów

Rys.3 a-b przedstawia wykresy t-m oraz $t_h$ - $m_h$ w funkcji czasu myślenia przy transmisji zbiorów, $m_h$ dla liczby oczek (z transmisją interrogacyjną) wynoszącej a, oraz dla liczby transmisji zbiorów t (przy m = 30s):

| a | 0 | 1 | 2 | 3 | 4 |
|---|---|---|---|---|---|
| b | 4 | 3 | 2 | 1 | 0 |

## Wnioski

Wyniki wykazują przydatność sieci lokalnych typu Cambridge Data Ring do zastowowań w szpitalach. Proponowana metoda odpowiada potrzebom projektantów sieci.

## LITERATURA

[1] Lewoc J.B.:Performance evaluation problems in actual computer networks, to be printed.

[2] Klimek-Grzesiak I. i in.:An aproach to the development of a complex information system for the Wroclaw Provincle Hospital 6-th Int. Congress of the European Federation for Medical Information, Helsinki, 1985.

[3] Lewoc J. B.:Badania czasowe w praktyce projektowania sieci komputerowych, Wydawnictwo Politechniki Szczecińskiej (w druku).

dr inż. Lechosław BŁACH
Ośrodek Badań Prognostycznych Politechniki Wrocławskiej
dr inż. Józef B. LEWOC
ZTE ELWRO Wrocław
mgr inż. Leszek Z. MISIURA
Centrum Obliczeniowe Politechniki Wrocławskiej

# SZACOWANIE CHARAKTERYSTYK CZASOWYCH SIECI KOMPUTEROWYCH

## Abstrakt

Artykuł przedstawia metodę szacowania przepustowości dla sieci komputerowych z potwierdzeniami od końca do końca. Metoda ta została przedstawiona na przykładzie sieci terminalowych. Podano algorytm oceny przepustowości dla sieci rozległych oraz lokalnych.

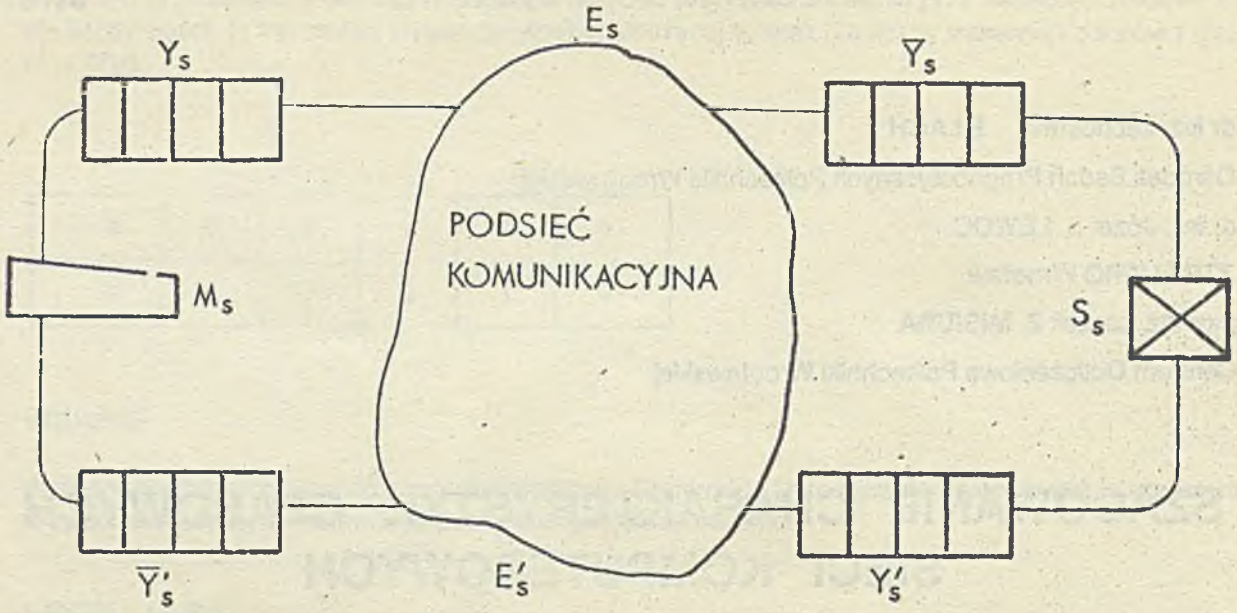
## Wstęp

Współczesne metody analityczne badań sieci kolejkowych nie mogą być zastowowane w procesie projektowania i budowy sieci komputerowych. Analiza przepustowości sieci kolejek opiera się na założeniach odległych od realiów sieciowych. Dotyczą one eksponencjalnych czasów obsługi, nienaturalnych regulatorów obsługi (inne niż FIFO), określanej macierzy prawdopodobieństw przejść (routing probability matrix) itp. Dlatego też aby badać sieci komputerowe planowane do wdrożenia w różnych instytucjach (głównie służba zdrowia, energetyka oraz instytucje akademickie) zespół projektantów systemów i sieci komputerowych opracował własne podejście do analizy sieci komputerowych.

## Podstawowe charakterystyki czasowe sieci komputerowych

Za modelem ISO [1] przyjmujemy opóźnienie tranzytowe (po oczku) oraz przepustowość (delivered traffic) za podstawowe charakterystyki użytkowe sieci komputerowych. Chcąc analizować charakterystyki indywidualnych użytkowników, rozbijamy badaną sieć na oczka (odpowiadają one połączeniom wirtualnym lub trwałym) (rys 1).

Oczko działa w sposób następujący: s-ty użytownik (abonent) po upływie czasu myślenia $M_s$ nadaje pakiet (ramkę) do kolejki do podsieci komunikacyjnej. Ramka oczekuje przez czas $Y_s$ w kolejce, po czym jest transmitowana przez $E_s$. Następnie wchodzi do kolejki do stanowiska obsługi, gdzie oczekuje na obsługę (przez aplikację) z czasem obsługi $S_s$. Wówczas wytwarzane jest potwierdzenie (odpowiedź), które po czasie oczekiwania na transmisję $Y_s$, jest transmitowane przez $E_s'$ i oczekuje przez $Y_s$ w kolejce do abonenta.




Rys.1 Oczko w sieci komputerowej

Konwencja:
zmienne losowe są oznaczane dużymi literami, a ich wartości oczekiwane - odpowiednimi małymi literami.

Gdy analizowane są rzeczywiste sieci komputerowe, to liczba kolejek jest większa a schemat z rys.1 odnosi się do podsieci komunikacyjnej "zagregowanej" do dwóch stacji obsługi.

Popularną zmienną niezależną rozpatrywaną w publikacjach na temat badań charakterystyk czasowych sieci komputerowych jest obciążenie oferowane (offered load) definiowane jako ilość danych do przesłania przez podsieć komunikacyjną w jednostce czasu. Jednak autorzy nie znają żadnej sieci, w której użytkownicy mogą wytwarzać obciążenia niezależnie od warunków panujących wewnątrz sieci, nie pozwalają na to mechanizmy sterowania przepływem.

A więc przyjmujemy czasy myślenia za jedyne zmienne niezależne określające warunki ruchowe w sieci.

W założonym oczku użytkownik konwersuje z obsługującym (proces obliczeniowy lub terminal zdalny) albo przesyła zbiory. Nie widzimy potrzeby łączenia tych dwóch trybów pracy w jednym odcinku czasu jednej sesji komputera obliczeniowego.

Dla pracy interrogacyjnej interesuje nas opóźnienie po oczku.

$$R_s = Y_s + E_s + \overline{Y}_s + S_s + Y_s' + E_s' + \overline{Y}_s ;$$

Natomiast dla drugiego przypadku interesuje nas przepustowość:

$$Ds = \frac{1}{T_s} = ( Y_s + E_s + \bar{Y}_s + S_s + Y_s' + E_s' + \bar{Y}_s' + M_s )^{-1}$$

dla szerokości okna w s-tym oczku $w_s = 1$. Dla większych oklen $D_s$ jest równa sumie przepustowości $w_s$ oczek o szerokości okna równej 1.

Pełne rozkłady powyższych zmiennych losowych są trudne do znalezienia. Wprowadzamy więc miary jakości sieci:

- dla oczek interrogacyjnych: gwarantowane opóźnienie po oczku
- dla transmisji zbiorów: gwarantowana przepustowość średnia.

W celu oszacowania wprowadzonych miar opracowano własne metody szacowania przepustowości. Podejście nasze zostanie opisane oddzielnie dla sieci terminalowych (systemów wielodostępnych), sieci rozległych i sieci lokalnych, choć koncepcja jest taka sama dla wszystkich typów sieci komputerowych.

## Metoda szacowania przepustowości w sieciach komputerowych

### Sieci terminalowe

n terminali jest podłączonych do jednostki sterującej, która współpracuje z komputerem obliczeniowym za pośrednictwem linii komunikacyjnej. Obsługa w komputerze obliczeniowym nie jest brana pod uwagę gdyż dla zbadania systemu komunikacyjnego dobrze jest założyć bezczasową obsługę w komputerze obliczeniowym, która stwarza najostrzejsze warunki robocze dla komunikacji.

Należy jednak zwrócić uwagę na fakt, że wprowadzenie kolejek w komputerze obliczeniowym nie jest trudne, lecz bez potrzeby zaciemniłoby obraz metody.

Mamy n oczek (połączeń) opisanych przez wykładnicze czasy myślenia średnich $m_s$ oraz deterministyczne czasy transmisji, $e_s$, $s = 1...n$. Mamy obliczyć średni czas cyklu:

$$t_s = m_s + e_s + w_s$$

gdzie: $w_s$ jest średnim czasem oczekiwania w s-tym oczku. Dla uproszczenia obliczeń, zastępujemy strumień wejściowy, jaki może napotkać s-ty użytkownik przez n-1 identycznych strumieni wytwarzających to samo obciążenie:

$$\bar{t}_s = \frac{n-1}{\sum_{\substack{l=1 \\ l \neq s}}^{n} \frac{1}{t_s}}; \qquad \bar{m}_s = \sum_{\substack{l=1 \\ l \neq s}} \frac{m_s}{t_s} \frac{t_s}{n-1}$$

$$\bar{e}_s = \sum_{\substack{i=1 \\ i \neq s}}^{n} \frac{e_s}{t_s} \frac{\bar{t}_s}{n-1} ; \qquad \bar{w}_s = \sum_{i=1}^{n} \frac{w_s}{t_s} \frac{\bar{t}_s}{n-1}$$

Prawdopodobieństwo zdarzenia, że s-ty użytkownik napotka innego użytkownika w trakcie transmisji, gdy wejdzie do kolejki, aproksymujemy przez:

$$\frac{(n-1)\, e_s}{\bar{t}_s \left(1 - \frac{e_s}{t_s}\right)}$$

Jeżeli pewien użytkownik napotka innego użytkownika w fazie transmisji, to za tym użytkownikiem utworzy się kolejka zebrana podczas czasu oczekiwania $w_s$ oraz połowy czasu transmisji ($\bar{e}_s/2$).

Ostateczne wyrażenie na $t_s$ ma postać:

$$t_s = m_s + e_s + \frac{(n-1)\, \bar{e}_s^2}{t_s\left(1 - \frac{e_s}{t_s}\right)} \left( \frac{1}{2} + \frac{(n-3)\, \bar{w}_s}{\bar{t}_s} + (m-2)\, \frac{e_s}{2} \right) \qquad (1)$$

Układ równań równowagi (1) można rozwiązać metodą iteracyjną. Proces iteracji jest szybko-zbieżny.

Metodę powyższą zweryfikowano za pomocą danych dostępnych dla cyklicznych systemów obsługi (dla sieci homogenicznych istnieją wyniki dokładne). Dla przypadku heterogenicznego korzystaliśmy z symulatora sieci jednokolejkowych. Zaobserwowane błędy wyników mieściły się w zakresie kilku procent $t_s$, co jest bardziej niż zadowalające dla projektantów sieci.

### Sieci rozległe

Sieć rozległą opisujemy jako zbiór l linii i n oczek przechodzących przez te linie. Dla każdego oczka, s = 1....n, określony jest zbiór linii $\{l_s\}$, przez które przechodzi oczko.

Dla wygody obliczeniowej określamy zbiór oczek przechodzących przez i-tą linię

$$\{s_i\}; \quad i = 1,..,l$$

Każdą kolejkę wzdłuż oczka traktujemy niemal dokładnie tak, jak dla przypadku sieci terminalowej. Różnica polega na tym, że czas oczekiwania zgłoszenia napotkanego w transmisji nie może być obliczony przez odjęcie czasu transmisji i czasu myślenia od czasu cyklu.

Opracowaliśmy następujący algorytm obliczeniowy:

For $s := 1$ to $n$

$$t_s := \sum_{i \in \{i_s\}} e_{i,s} + m_s \quad ;$$

For $i \in \{i_s\}$ $w_{i,s} := 0$ ;

LOOP: For $i \in \{i_s\}$

$$\bar{t}_{i,s} := \frac{\overline{\overline{\{s_i\}}} - 1}{\sum_{\substack{l \in \{s_i\} \\ l \neq s}} \frac{1}{t_l}} \quad ;$$

$$\bar{e}_{i,s} := \sum_{\substack{l \in \{s_i\} \\ l \neq s}} \frac{e_{l,s}}{t_l} \cdot \frac{\bar{t}_{i,s}}{\overline{\overline{\{s_i\}}} - 1} \quad ;$$

$$\bar{w}_{i,s} := \sum_{\substack{l \in \{s_i\} \\ l \neq s}} \frac{w_{l,l}}{t_l} \cdot \frac{\bar{t}_{i,s}}{\overline{\overline{\{s_i\}}} - 1} \quad ;$$

$$w_{i,s} := \frac{(\overline{\overline{\{s_i\}}} - 1)\,\bar{e}_{i,s}^2}{\bar{t}_s \left(1 - \frac{e_{i,s}}{t_s}\right)} \left( \frac{1}{2} + \frac{\overline{\overline{\{s_i\}}} - E\left(\frac{w_{i,s}}{\bar{e}_{i,s}}\right) - 3)\bar{w}_{i,s}}{\bar{t}_{i,s}} + \right.$$

$$\left. + \frac{(\overline{\overline{\{s_i\}}} - 2)\,\bar{e}_{i,s}}{2\bar{t}_{i,s}} \right) \quad ;$$

$$t_s := m_s + \sum_{i \in \{i_s\}} e_{i,s} + w_{i,s} \quad ;$$

if $\bigcap_{s \in \{1,\ldots,n\}} | t_s - t_s | < \delta$ then GO TO END

ELSE $t_s' := t_s$ ; GO TO LOOP

```
END          print results
```

gdzie:

$e_{i,s}$ - czas transmisji dla s-tego oczka wzdłuż i-tej linii

$w_i$ - średni czas oczekiwania zgłoszenia w s-tym oczku do i-tej linii

E - Entier

Metodę zweryfikowano na konfiguracji trójwęzłowej badanej wcześniej wewnętrznym narzędziem symulacyjno-pomiarowym Sitwa [1, 2].Wyniki porównawcze dowodzą wysokiej jakości metody i uchwyt względny w stosunku do zmierzonych wartości $d_s$ nie przekraczał 2 % a uchwyt średni był niższy od 0.5 %.

### Sieci lokalne

Zasadniczo metoda szacowania przepustowości w sieciach lokalnych jest taka sama, jak dla sieci rozległych, z tym, że w dowolnym oczku istnieją tylko dwie kolejki. Różnica polega na tym, że czasy transmisji muszą być również szacowane na podstawie ruchu w sieci i zasady dostępu dla poszczególnych przypadków.

Omawiana metoda została zweryfikowana dla Ethernet oraz Cambridge Ring [3].

## Uwagi końcowe

Przeprowadzono badania w celu oszacowania gwarantowanego opóźnienia po oczku w sieciach rozległych. Wyniki dały podstawę dla propozycji rozdzielenia ruchu interrogacyjnego i transmisji gromadnych, co może dać znaczne efekty, w szczególności w sieciach należycie obciążonych (np. sieci pracujące na średnich szybkościach transmisji).

Zagadnienie to jest mniej istotne dla sieci lokalnych ze względu na dużą szybkość transmisji.

Metoda przedstawiona w niniejszym artykule wymaga dalszej weryfikacji lecz z całą pewnością można tu stwierdzić, że jest dobrym narzędziem do rzeczywistych prac projektowych dotyczących sieci komputerowych.

## LITERATURA

[1] Czajkowski W. i in.: A Communication Subnetwork Simulation and Performance Evaluation Tool, Modelling Techniques and Tools for Performance Evaluation. Paris 1985.

[2] Czajkowski W. i in.: Initial Performance Evaluation for a Communication Subnetwork Node, Modelling Techniques and Tools for Performance Analysis. Paris 1984.

[3] Lewoc J.B.: Badania czasowe w praktyce projektowania sieci komputerowych. WN PSz (w druku).

BIBLIOTEKA GŁÓWNA
Politechniki Śląskiej
P. 3057/89

Cena zł. 380.-

ISSN 0239-8044