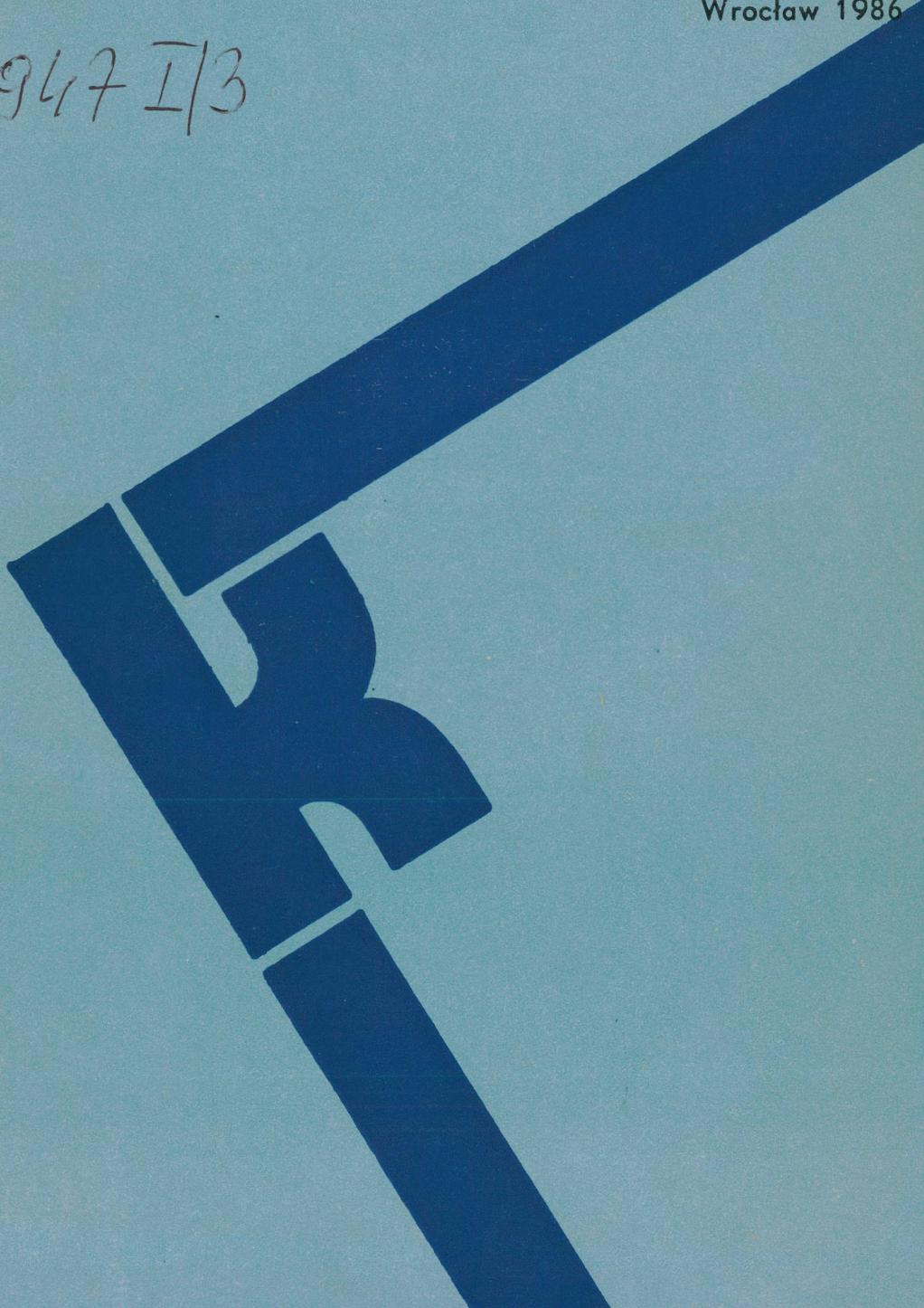


Sieci komputerowe
Usługi, protokoły, modele
Część 2

Malg.

Wrocław 1986

A 4947 I/3



PRACE NAUKOWE POLITECHNIKI WROCŁAWSKIEJ

Scientific Papers of the Computer Centre
of the Technical University of Wrocław

No 4

No 4

Conferences

No 2

1986

Computer networks

Services, protocols, models
vol. 2

Prace Naukowe Centrum Obliczeniowego
Politechniki Wrocławskiej

4

Seria:
Konferencje

2



Sieci komputerowe

**Usługi, protokoły, modele
część 2**

Wrocław, 22 – 23 października 1985



Wydawnictwo Politechniki Wrocławskiej · Wrocław 1986

Redaktor naczelny Prac Naukowych
Jerzy CIEKOT

Komitet naukowy konferencji

Jerzy BATTEK, Eugeniusz BILSKI, Jerzy BROMIRSKI (przewodniczący),
Czesław DANIŁOWICZ, Zbigniew HUZAR, Piotr KOCIATKIEWICZ,
Witold KOMOROWSKI (redaktor naukowy), Jerzy MARSZAŁEK

Referaty zakwalifikował do druku Komitet naukowy konferencji

© Copyright by Wydawnictwo Politechniki Wrocławskiej, Wrocław 1986

WYDAWNICTWO POLITECHNIKI WROCŁAWSKIEJ
Wybrzeże Wyspiańskiego 27; 50-370 Wrocław

ISSN 0860 – 1615

Nakład 275 + 75 egz. Ark. wyd. 14. Ark. druk, 13 5. Papier offset. kl. III, 70 g, B1
Oddano do druku w marcu 1986 r. Druk ukończono w czerwcu 1986 r.
Zakład Graficzny Politechniki Wrocławskiej. Zam. nr 2398/86 – J-11 – Cena zł 250,–



Zgodnie z zapowiedzią oddajemy do rąk uczestników konferencji, a także - jak sądzimy - szerszego grona czytelników, materiały konferencji "Sieci komputerowe - usługi, protokoły, modele".

Zeszyt zawiera komunikaty wygłoszone w czasie kolejnych sesji konferencji i zakwalifikowane przez Komitet Naukowy do druku.

Tematyka komunikatów wykracza poza określony tytułem konferencji zakres. Postanowiliśmy bowiem stworzyć możliwie szeroką płaszczyznę wymiany informacji w dziedzinie, która jest ostatnio przedmiotem rosnącego zainteresowania i penetracji naukowej szerokiego grona specjalistów praktyków i naukowców w naszym kraju.

Mając na uwadze szybkie opublikowanie materiałów, teksty komunikatów zamieszczono w formie przekazanej przez Autorów. Jedynie w kilku przypadkach wprowadzono niewielkie poprawki techniczne.

Komitet Naukowy Konferencji
Sieci komputerowe - usługi, protokoły, modele

LAN,
CSMA/CD,
token passing

Krzysztof ANZELEWICZ *

KIERUNKI ROZWOJU LOKALNYCH SIECI KOMPUTEROWYCH

Omówiono krótko historię powstania LAN. Przedstawiono powiązania istniejące między Modelem Połączeń Systemów Otwartych wg ISO a Modelem IEEE 802 LAN. Opisano podstawowe topologie sieci: Szynową i Pętlową oraz metody dostępu: CSMA/CD i Token passing. Podano podstawowy hardware niezbędny do wykonania połączenia Komputer/Sieć.

1. WSTĘP

Szybki rozwój konstrukcji urządzeń komputerowych i technologii wytwarzania układów scalonych VLSI doprowadził do upowszechnienia taniego sprzętu komputerowego w instytutach naukowo-badawczych, biurach i zakładach przemysłowych. Przeszkodą w prawidłowym wykorzystaniu nagromadzonego sprzętu jest jego niekompatybilność. Uniemożliwia to wymianę oprogramowania, dostęp do bazy danych czy wykorzystanie drogich urządzeń zewnętrznych typu: dyski, drukarki, plotery należące do jednego systemu komputerowego przez drugi system takich urządzeń nie posiadający. Od połowy lat siedemdziesiątych prowadzi się prace nad połączeniem sprzętu komputerowego w Lokalną Sieć Komputerową (ang. Local Area Network - LAN) umożliwiającą bezpośrednią i szybką wymianę informacji między wieloma urządzeniami zlokalizowanymi w bliskiej odległości. W 1979 roku przedstawiono Warstwowy Model Połączeń Systemów Otwartych wg ISO (ang. Reference Model for OSI/ISO), a w 1983 Komitet 802 IEEE LAN zaproponował standardy dla LAN.

2. DEFINICJA LAN

Za LAN uważa się bezpośrednią komunikację wielu urządzeń komputerowych działających na ograniczonym obszarze, połączonych wspólnym medium fizycznym umożliwiającym szybką transmisję szeregową. Obszar działania LAN wynosi od 1 do 10 km, tzn. jeden lub kilka pobliskich budynków. Prędkość transmisji od 1 do 20 Mbs. Ilość urządzeń komputerowych mających bezpośredni dostęp do sieci rzędu 200 lub więcej.

* Politechnika Gdańska, Instytut Okrętowy, Zakład Urządzeń Okrętowych

Prawdopodobieństwo wystąpienia błędu transmisji rzędu 10^{-8} przy zastosowaniu 32-bitowego kodu kontrolnego. Medium fizyczne to ekranowana skrętka, kabel koncentryczny lub światłowód.

3. WARSTWOWY MODEL OSI/ISO A STANDARDY IEEE 802 LAN

Model OSI/ISO zaleca hierarchizację protokołów komunikacyjnych, pozwala rozdzielić funkcję przetwarzania informacji od funkcji przesyłania informacji, umożliwia normalizację pewnych procesów przesyłania informacji oraz pozwala wprowadzić modularność w sprzęcie i oprogramowaniu komunikacyjnym. Standardy IEEE 802 LAN dotyczą dwóch dolnych warstw Modelu OSI/ISO:

- warstwy transmisji (ang. Physical Layer) zapewniającej fizyczne przesyłanie informacji w postaci strumienia bitów przez medium fizyczne,
 - warstwy komunikacji (ang. Data Link Layer) umożliwiającej przesyłanie zorganizowanych bloków informacji, tzw. ramek między użytkownikami sieci.
- Te dwie warstwy stanowią podstawę dla LAN. Określają topologię, metodę dostępu oraz sposób podłączenia do medium fizycznego. Uwzględniając specyfikę LAN, Komitet IEEE 802 podzielił warstwę komunikacji Modelu OSI/ISO na dwie podwarstwy:

- połączeń logicznych (ang. Logical Link Control - LLC),
- kontroli dostępu (ang. Medium Access Control - MAC).

Podwarstwa LLC, standard IEEE 802.2, jest wspólna dla wszystkich typów LAN i zapewnia przesyłanie ramek zgodnie z protokołem komunikacyjnym HDLC (ang. High Level Data Link Control). Ramka tworzona jest przez dodanie do informacji właściwej flag na obu jej końcach, pola adresowego, pola sterującego i pola kontroli błędów. Ramkę przedstawia rys. 1. Podwarstwa MAC w powiązaniu z warstwą transmisji jest tym, co różni poszczególne typy LAN. Zaproponowano trzy typy podwarstwy MAC:

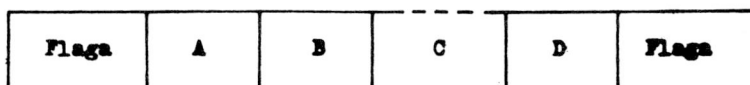
- standard IEEE 802.3, sieć szynowa ze śledzeniem nośnej i detekcją interferencji (ang. Carrier Sense Multiple Access with Collision Detection - CSMA/CD),
- standard IEEE 802.4, sieć szynowa z przesyłaniem pozwolenia (ang. Token bus),
- standard IEEE 802.5, sieć pętlowa z przesyłaniem pozwolenia (ang. Token ring).

Zależności pomiędzy Modelem OSI/ISO a standardami IEEE 802 przedstawia rys. 2.

4. TOPOLOGIE LAN

Standardy IEEE 802 zalecają dwie topologie: szynową i pętlową. W topologii szynowej medium fizyczne jest otwarte na obu końcach, a urządzenia komputerowe są podłączone do niego za pomocą kabli odejściowych.

Topologia pętlowa charakteryzuje się tym, że sieć składa się z odcinków medium fizycznego łączących poszczególne urządzenia między sobą w całości, tworząc zamkniętą pętlę. Schematycznie obie topologie przedstawia rys. 3.



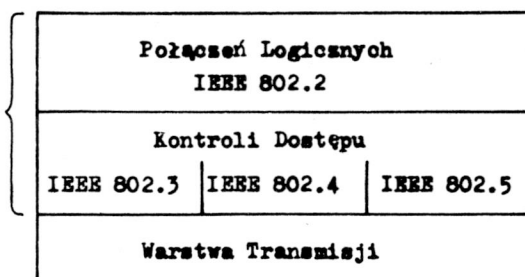
A - pole adresowe
 B - pole sterujące
 C - informacja właściwa
 D - pole kontroli błędów

Rys. 1. Ramka HDLC
 Fig. 1. HDLC frame

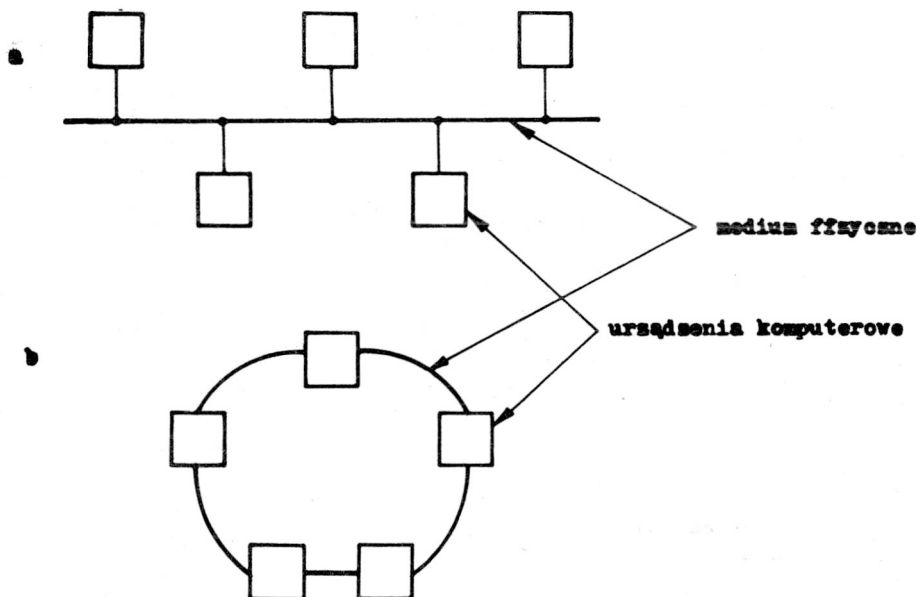
Warstwa ISO

7 software	Zastosowań
6	Prezentacji
5 głównie software	Sesji
4	Transportowa
3 głównie hardware	Dystrybucji
2	Komunikacji
1 hardware	Transmisji

Podwarstwy IEEE 802 LAN



Rys. 2. Zależności pomiędzy Modelem OSI/ISO a standardami IEEE 802
 Fig. 2. Relations between OSI/ISO Reference Model and IEEE 802 standards



Rys. 3. Topologie sieci: a - szynowa, b - pętlowa
 Fig. 3. Network topologies: a - bus, b - ring

5. METODY DOSTĘPU DO SIECI

Wyróżniamy dwie metody dostępu:

- CSMA/CD,
- przesyłanie pozwolenia (ang. Token passing).

5.1. Metoda CSMA/CD

Wszyscy użytkownicy sieci mają niezależny dostęp do sieci i współzawodniczą między sobą, by go uzyskać. Przed zapoczątkowaniem transmisji użytkownik nasłuchuje sieć, by sprawdzić czy nikt inny nie nadaje. Jeśli sieć jest wolna, nadaje, a gdy zajęta, to odczeka pewien czas i ponawia próbę transmisji. W czasie nadawania również nasłuchuje, by w przypadku wykrycia kolizji natychmiast zakłócić sieć, by odbiorca transmisji odebrał to jako przerwanie transmisji. Wszyscy użytkownicy jednocześnie mają możliwość nasłuchu sieci w sieci szynowej - standard IEEE 802.3. Zaletą CSMA/CD jest szybkość otrzymania dostępu przy niewielkim obciążeniu sieci. Czas propagacji sygnału w sieci jest jej wadą i powoduje ograniczenie jej długości do 2500 m.

5.2. METODA TOKEN PASSING

Specjalna ramka zwana pozwoleniem jest przesyłana od użytkownika do użytkownika w ustalonej kolejności. Tylko użytkownik otrzymujący

pozwolenie może nadawać. Użytkownik przekazuje pozwolenie następcy, gdy nie ma nic więcej do transmisji lub gdy upłynął czas, przez jaki może trzymać pozwolenie. Token passing może być stosowane zarówno dla sieci szynowych, jak i pętlowych. W sieci pętlowej – standard IEEE 802.5 ramka jest przesyłana od użytkownika do użytkownika. Każdy z nich ją retransmituje dalej aż do osiągnięcia adresata, który ją kopiuje i przesyła dalej, tak by dotarła do nadawcy. Pełna rotacja ramki poprzez pętlę łączącą użytkowników jest częścią składową tej metody dostępu. Dla sieci szynowej – standard 802.4, ramka jest przesyłana w tzw. pętli logicznej wynikającej z adresów poszczególnych użytkowników. Każdy z nich musi znać adres swojego poprzednika i następcy w pętli logicznej. W sieciach z dostępem Token passing łatwiej jest określić czas dostępu poszczególnych użytkowników do sieci niż w CSMA/CD, stąd często używane są w przemyśle. Token bus staje się standardem dla zakładów przemysłowych i nosi nazwę angielską Manufacturing Automation Protocol – MAP.

6. PODSTAWOWY HARDWARE LAN

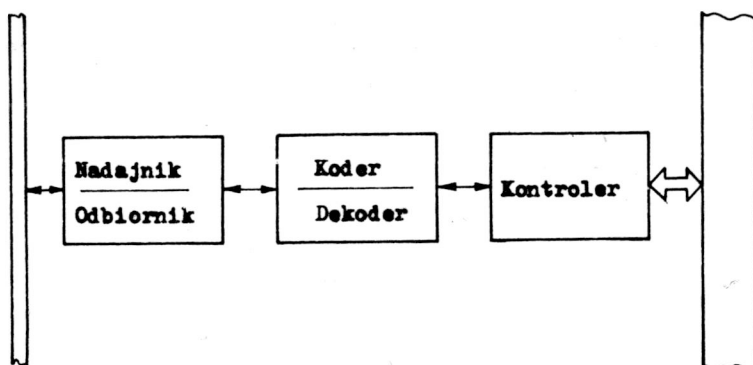
Hardware umożliwiający tworzenie sieci opiera się na trzech podstawowych interfejsowych układach scalonych:

- kontrolerze tworzącym przesyłane ramki i sterującym transmisją,
- koderze/dekoderze przetwarzającym przesyłaną informację stosując różnicowy kod Manchester,
- nadajniku/odbiorniku bezpośrednio współpracującym z medium fizycznym.

Rysunek 4 przedstawia schematycznie sposób połączenia elementów, a tabela producentów, typy układów i standardy dla jakich są przeznaczone.

Medium fizyczne

Szyna komputerowa



Rys. 4. Podłączenie komputera do sieci
Fig. 4. Computer connection to the network

Табела

Producent	Standard	Kontroler	Kod/Dek	Nad/Odb
Advanced Micro Dev.	IEEE 802.3	Am7990	Am7991	Am7995
Intel	IEEE 802.3	i82586	i82588	-
Mostek	IEEE 802.3	MK68590	MK3891	-
National Semicond.	IEEE 802.3	DP8390	DP8391	DP8392
Seeq Tech.	IEEE 802.3	8001/8003	8023	-

LITERATURA

1. Clark D.D., Pogram K.T., Reed D.P.: An introduction to Local Area Networks, Proc. IEEE, Vol. 66, No. 11, Nov. 1978
2. Data Processing - Open Systems Interconnection - Basic Reference Model, Computer Networks, Vol. 5, No. 2, April 1981
3. IEEE Project 802 - Local Area Network Standards, Draft E IEEE Standard 802.5, IEEE, New York, Aug. 1984
4. Metcalfe R.M., Boggs D.R.: Ethernet: Distributed Packet Switching for Local Computer Networks, Commun. ACM, Vol. 19, No. 7, July 1976
5. Molley M.K.: Collision Resolution on the CSMA/CD Bus, Computer Networks, Vol. 9, No. 3, March 1985
6. Saltzer J.H., Pogram K.T., Clark D.D.: Why a ring, Computer Networks, Vol. 7, No. 4, Aug. 1983
7. The Ethernet - A Local Area Network, Version 2.0, DEC, Intel, Xerox, Nov. 1982
8. Zimmerman H.: OSI Reference Model - the Isomodel of Architecture for Open Systems Interconnection, IEEE Trans. Commun., Vol. COM-28, No. 4, April 1980

TRENDS IN LOCAL AREA NETWORKS

The paper contains short history of Local Area Networks. Connections between Reference Model for Open Systems Interconnection/International Standard Organization and standards 802 of Institute of Electrical and Electronics Engineers Committee have been presented. Two basic network topologies: bus and ring as well as two access methods: Token passing and CSMA/CD have been described. Hardware needed for the computer/network connection has been suggested in the paper.

НАПРАВЛЕНИЕ РАЗВИТИЯ МЕСТНЫХ СЕТЕЙ ВЫЧИСЛИТЕЛЬНЫХ МАШИН

В статье представлена краткая история LAN. Была обсуждена связь, существующая между слоевой моделью OSI/ISO и стандартами IEEE 802 LAN. Описаны две основные топологии сети: шинная и петлевая, а также два метода доступа: CSMA/CD и Token passing. Подан hardware необходимый для выполнения соединения вычислительная машина/сеть.

sieci komputerowe,
komutacja wiadomości,
komutacja pakietów,
analiza opóźnień

Andrzej BŁASZCZAK *

ANALIZA ZNORMALIZOWANEGO OPÓŹNIENIA PRZESYŁANIA INFORMACJI POPRZEC PODSIĘĆ KOMUNIKACYJNĄ

W pracy przedstawiono model trasy w podsieci umożliwiający wyznaczenie czasu przesyłania informacji pomiędzy węzłem źródłowym (WZ) i węzłem docelowym (WD) dla metody komutacji wiadomości oraz metody komutacji pakietów. W tym ostatnim przypadku uwzględniono przesyłanie pakietów wzdłuż trasy z zastosowaniem niekomutowanego i komutowanego kanału wirtualnego. Dla rozważanej podsieci przeprowadzono analizę opóźnień dążąc do otrzymania wyników w postaci znormalizowanej, przy czym jako kryterium normalizacji przyjęto czas przesyłania informacji w seansie łączności bezpośredniej. Otrzymane zależności zilustrowano przykładem obliczeniowym.

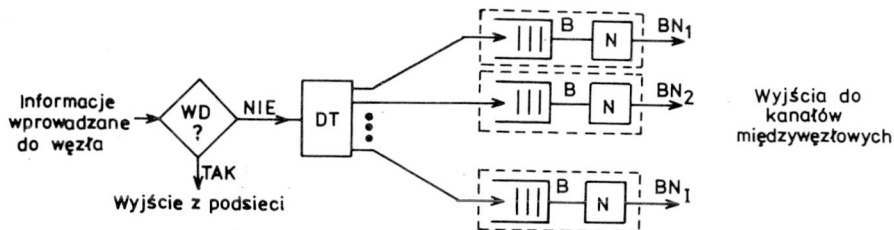
1. WSTĘP I ZAŁOŻENIA

Do podstawowych właściwości metody komutacji informacji należy buforowanie w pamięciach węzłów informacji przesyłanych poprzez podsieć komunikacyjną, co umożliwia sprawne wykorzystanie zasobów podsieci, a w szczególności wspólne użytkowanie kanałów międzywęzłowych. Stąd, jako decydującą o opóźnieniu wprowadzanym przez podsieć składową czasu przesyłania informacji przyjmuje się czas przebywania wiadomości lub pakietów w buforach i nadajnikach [3,4,5]. Przyjmijmy więc, że pojedynczy węzeł jest reprezentowany przez otwartą sieć systemów masowej obsługi, przy czym każdy z występujących systemów reprezentuje kolejkę wiadomości lub pakietów zapamiętanych w buforach oraz związane z nim stanowisko obsługi w postaci nadajnika (rys. 1). Każdy z tych systemów obsługi będziemy dalej nazywali zespołem BN (bufor - nadajnik).

Dokonując oceny opóźnienia przesyłania informacji zależy nam na tym, by z jednej strony przyjęty model możliwie wiernie odzwierciedlał jej rzeczywiste właściwości, a z drugiej, by prowadził do konstruktywnych wyników w możliwie prostej i zwartej postaci. Dla tak rozumianej oceny przyjmijmy następujące założenia:

1. Podsieć komunikacyjna składa się z niezawodnych i nie wnoszących zakłóceń kanałów tworzących zbiór K ; każdemu z elementów należących do

* Akademia Techniczno-Rolnicza w Bydgoszczy, Wydział Telekomunikacji i Elektrotechniki



Rys. 1. Uproszczony model węzła podsieci z komutacją informacji
DT - dystrybutor tras, N - nadajnik kanałowy, B - bufor,
BN₁, BN₂, ..., BN_I zespoły bufor-nadajnik

Fig. 1. Simplified Model of a Store-and-Forward Node
DT - route distribution, N - transmitter, B - bufor, BN - bufor-transmitter unit

- zbioru K przypiszemy wzajemnie jednoznacznie liczbę naturalną $i = 1, 2, \dots, |K|$.
2. Strumień informacji zewnętrznych (wprowadzanych do podsieci) opisany jest modelem Poissona-wykładniczym (P-W); poszczególne strumienie składowe są wzajemnie statystycznie niezależne; zewnętrzne obciążenie podsieci charakteryzuje średnie natężenie γ strumienia tych informacji.
 3. Spełnione jest założenie o niezależności Kleinrocka [3].
 4. Pojemność pamięci buforowych w węzłach jest wystarczająca dla zapewnienia pomijalnie małych strat wprowadzanych do nich informacji, a modelem zespołu BN jest system masowej obsługi $M/G/1/\infty$.

2. ANALIZA OPÓŹNIENIA PRZESYŁANIA INFORMACJI Z ZASTOSOWANIEM METODY KOMUTACJI WIADOMOŚCI

Uwzględniając właściwości podsieci z komutacją wiadomości [1,2,5] przyjmujemy następujące założenia dotyczące realizacji tej metody komutacji:

- każda informacja właściwa wprowadzona do podsieci zawiera średnio $\bar{N}_A$ sygnałów elementarnych; w WZ zostaje do niej dołączonych N_B sygnałów elementarnych reprezentujących informacje sterująco-kontrolną (nagłówki); utworzona w ten sposób wiadomość stanowi niepodzielny blok informacji, liczący średnio $\bar{N}_W = \bar{N}_A + N_B$ sygnałów elementarnych,
- w podsieci przesyłane są dodatkowo bloki informacji pomocniczych o stałej długości N_C sygnałów elementarnych; bloki te reprezentują potwierdzenie poprawnego odbioru (ACK),

- bloki ACK posiadają w zespołach BN względny priorytet obsługi^{1/} w stosunku do wiadomości, które są obsługiwane zgodnie z kolejnością zgłoszeń.

Dążąc do otrzymania wyników o charakterze ilościowym, poszukiwać będziemy dla danego zespołu BN_i znormalizowanego czasu obsługi wiadomości w funkcji współczynnika efektywnego wykorzystania kanału

$$\vartheta_i = \lambda_i \bar{T}_{Ai} \quad (1)$$

gdzie

$$\bar{T}_{Ai} = \frac{\bar{N}_A}{C_i} \quad (2)$$

jest czasem trwania seansu łączności bezpośredniej poprzez kanał o przepustowości C_i (odpowiada on czasowi przebywania informacji właściwej w nadajniku). Ponadto wprowadzimy następujące współczynniki:

$$\beta_B = \frac{N_B}{N_A} - \text{charakteryzujący względną długość nagłówka}$$

$$\beta_C = \frac{N_C}{N_A} - \text{charakteryzujący względną długość bloku ACK}$$

$$\delta_{Wi} = \frac{\lambda'_{wi}}{\lambda_{wi}} - \text{charakteryzujący względne natężenie strumienia bloków ACK. Jest on równy stosunkowi natężenia } \lambda'_{wi} \text{ strumienia bloków ACK do}$$

natężenia λ_{wi} strumienia wiadomości wprowadzanych do zespołu BN_i. Uwzględniając wyniki uzyskane dla systemu M/G/1/∞ [3] i dokonując niezbędnych przekształceń otrzymujemy w rezultacie wzór umożliwiający wyznaczenie średniego czasu przebywania wiadomości w zespole BN_i

$$\bar{T}_{Wi} = \bar{T}_{Ai} \tau_{Wi} \quad (3)$$

$$\text{gdzie} \quad \tau_{Wi} = 1 + \beta_B + \frac{\vartheta_i}{2} \frac{2 + \delta_{wi}\beta_C + \beta_B(\beta_B + 2)}{1 - \vartheta_i(1 + \beta_B + 2\delta_{wi}\beta_C) + \vartheta_i^2(1 + \beta_B + \delta_{wi}\beta_C)\delta_{wi}\beta_C} \quad (3a)$$

jest znormalizowanym czasem przebywania wiadomości w tym zespole.

Średnie opóźnienie podsieci jest dane zależnością [5]

$$\bar{T}_{KW} = \frac{1}{Y} \sum_{i=1}^{|K|} \lambda_{wi} \bar{T}_{Wi} = \frac{1}{Y} \sum_{i=1}^{|K|} \lambda_{wi} \bar{T}_{Ai} \tau_{Wi} = \frac{1}{Y} \sum_{i=1}^{|K|} \vartheta_i \tau_{Wi} \quad (4)$$

W przypadku podsieci zrównoważonej^{2/} można wykazać [3,5], że

$$\bar{T}_{KW} = \bar{L} \bar{T}_A \tau_W \quad (5)$$

lub po normalizacji polegającej na podzieleniu obu stron (6) przez $\bar{T}_A$

$$\tau_{KW} = \bar{L} \tau_W \quad (6)$$

gdzie $\bar{L}$ oznacza średnią długość trasy w podsieci.

^{1/} tzn. bez przerywania obsługi aktualnie nadawanej wiadomości

^{2/} jest to podsieć komunikacyjna, w której współczynniki wykorzystania kanałów są jednakowe

3. ANALIZA OPÓŹNIENIA PRZESYŁANIA INFORMACJI Z ZASTOSOWANIEM METODY KOMUTACJI PAKIETÓW

Przesyłanie pakietów poprzez podsieć komunikacyjną może być zrealizowane za pomocą protokołu kanału wirtualnego bądź też protokołu zwanego datagramem [2]. Zalecenie CCITT oznaczone przez X.25 i stosowane w większości sieci preferuje wyżej zorganizowany protokół kanału wirtualnego. Czas trwania połączenia wirtualnego może być ograniczony do przedziału czasu niezbędnego dla przesłania wszystkich wchodzących w grę pakietów (kanał wirtualny komutowany - KVK) albo ustalony w sposób sztywny (kanał wirtualny niekomutowany - KVN). W celu zrealizowania w modelowanej podsieci metody komutacji pakietów przyjmujemy następujące założenia:

- każdy przesyłany w podsieci pakiet liczy co najwyżej N_{Gm} sygnałów elementarnych, przenoszących całość lub część informacji właściwej oraz N_B sygnałów elementarnych reprezentujących informację sterująco-kontrolną; pakiet stanowi niepodzielny blok informacji przesyłanych jako całość do WD,
- informacja właściwa, która ma być przesłana do WD i licząca więcej niż N_{Gm} sygnałów elementarnych jest przekazywana za pośrednictwem pewnej liczby pakietów o wartości średniej $\bar{N}_H$; w przeciwnym wypadku informacja jest przesyłana za pomocą pojedynczego pakietu,
- informacja właściwa zostaje wyprowadzona z podsieci bezzwłocznie po odebraniu wszystkich pakietów zawierających jej segmenty,
- w podsieci przesyłane są pakiety pomocnicze o stałej długości N_C sygnałów elementarnych (żądanie zestawienia połączenia wirtualnego, potwierdzenie zestawienia połączenia wirtualnego, żądanie rozłączenia połączenia wirtualnego oraz potwierdzenie poprawnego odbioru (ACK)) posiadające w zespołach BN względny priorytet nadawania w stosunku do pakietów przenoszących informację właściwą.

Będziemy przyjmowali, że czas depaketyzacji zależy od liczby pakietów przenoszących daną informację właściwą oraz od liczby pakietów interferujących i określony jest zależnością

$$\bar{T}_D = \bar{T}_A \tau_D \quad (7)$$

gdzie

$$\tau_D = \bar{T}_A \left(\frac{1}{q} - 1 \right) (1 + \bar{H}_D) (q + \beta_B) \quad (7a)$$

Przez $\beta_P = \frac{N_{Gm}}{N_A}$ będziemy oznaczali współczynnik charakteryzujący względną długość pakietu, przy czym $q = \frac{1}{N_H} = 1 - \exp(-\beta_P)$. Średnią liczbę pakietów interferujących pomiędzy dwa sąsiednie pakiety podstawowe można aproksymować zależnością

$$\bar{H}_D \approx \frac{\rho(1 - \rho^L)}{1 - \rho} \quad (8)$$

gdzie ρ jest uśrednionym współczynnikiem wykorzystania kanałów.

Uwzględniając przyjęte założenia otrzymujemy dla zespołu BN_1 wzór umożliwiający wyznaczenie czasu przebywania w nim pojedynczego pakietu

$$\bar{T}_{Pi} = \bar{T}_{Ai} \tau_{Pi} \quad (9)$$

gdzie

$$\tau_{Pi} = \rho + \beta_B + \frac{1 + \beta_B + \beta_P + \frac{1}{2\rho}(\delta_{Pi}\beta_C^2 - 2\beta_P + \beta_B^2)}{1 - \rho_i \left[1 + \frac{1}{\rho} (2\delta_{Pi}\beta_C + \beta_B) \right] + \rho_i^2 \left[1 + \frac{1}{\rho} (\delta_{Pi}\beta_C + \beta_B) \right] \frac{1}{\rho} \delta_{Pi}\beta_C} \quad (9a)$$

Współczynnik δ_{Pi} charakteryzuje względne natężenie strumienia pakietów pomocniczych przybierając wartość $\delta_{Pi} = 1$ dla protokołu KVN oraz $\delta_{Pi} = 1 + 3\rho$ dla protokołu KVK, co pozwala na wyznaczenie wartości średniej czasu rezerwacji kanału wirtualnego w postaci

$$\bar{T}_{PV} = 2 \bar{L} \bar{T}_A \tau_V \quad (10)$$

przy czym

$$\tau_V = \beta_C + \frac{1 + \frac{3}{2}\beta_C^2 + \beta_B + \frac{1}{2\rho}(\beta_C^2 + \beta_B - 2\beta_P)}{1 - \rho_i \left(\frac{1}{\rho} + 3 \right) \beta_C} \quad (10a)$$

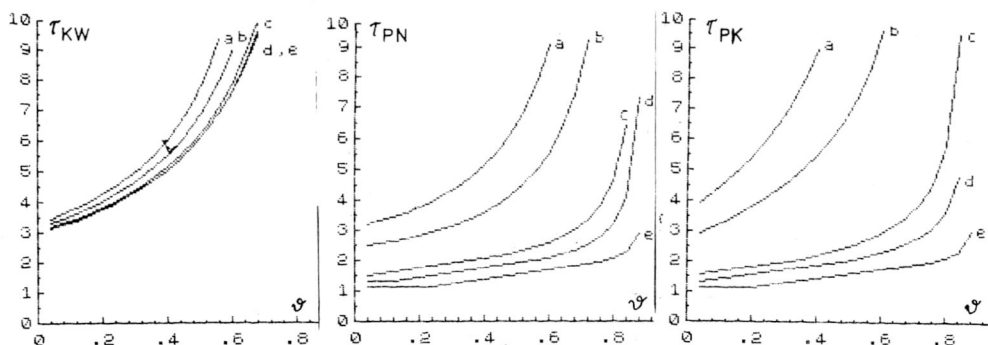
Ostatecznie, średnie znormalizowane opóźnienie przesyłania informacji za pomocą metody komutacji pakietów będziemy wyznaczali ze wzoru

$$\tau_{PN} = \bar{L} \tau_P + l_D \quad (11)$$

dla protokołu KVN oraz ze wzoru

$$\tau_{PK} = \bar{L} (\tau_P + 2\tau_V) + \tau_D \quad (12)$$

dla protokołu KVK.



Rys. 2. Zależność znormalizowanego opóźnienia przesyłania informacji od współczynnika efektywnego wykorzystania kanałów (I - komutacja wiadomości, II - komutacja pakietów - KVN, III - komutacja pakietów - KVK)

Fig. 2. Normalized Delay Vs. Useful Utilization (I - Message Switching, II - Packet Switching PVC, III - Packet Switching - SVC)

4. ПРИКЛАД ОБЛИЧЕНИОВ

W celu zilustrowania podanych zależności (6), (11) i (12) wyznaczono na drodze numerycznej charakterystyki znormalizowanego opóźnienia podsieci τ_{KW} , τ_{PN} i τ_{PK} w funkcji współczynnika efektywnego wykorzystania kanałów podsieci α (rys. 2) przyjmując średnią długość trasy $\bar{L}=3$. Krzywe a, b, c, d, e reprezentują odpowiednio współczynnik $\beta_B = 0,1; 0,05; 0,01; 0,005; 0,001$; dla komutacji pakietów przyjęto wartość $N_{Gm} = 1024$ bity.

5. LITERATURA

- [1] Błaszczak A.: Ocena czasu przesyłania informacji w sieciach teleinformatycznych z odmiennymi metodami komutacji. Zeszyty Naukowe Politechniki Gdańskiej, Nr 348, 1982, str. 115-128
- [2] Inose H.: Aspects of Data Communication and Computer Networks. Proc. of the IFIP Congress 80, Melbourne, October 1980, pp. 543-550
- [3] Kleinrock L.: Quening Systems. Vol. 1 i 2, Wiley-Interscience, New York, 1976
- [4] Reiser M.: Performance Evaluation of Data Communication Systems. Proc. of the IEEE, vol. 70, No. 2, February 1982, pp. 171-196
- [5] Seidler J.: Principles of Communication Network Design. Ellis Harvard Limited, Chichester, 1983

NORMALIZED INFORMATION DELAY ANALYSIS IN COMMUNICATION SUBNETWORK

In the paper the path model of the message and packet transmission delay time between the source-destination node pair in the subnetwork is presented. In the case of packet switching the permanent and switching virtual circuit is considered. The delay analysis is carried out for the information transmitted along the path. The information delay in the direct connection (without nodal delays) is taken as the criterion of normalisation. The considerations are illustrated with the calculations.

АНАЛИЗ НОРМАЛИЗОВАННОГО ОПОЗДАНИЯ ПЕРЕДАЧИ ИНФОРМАЦИИ ЧЕРЕЗ ПОДСЕТЬ ЭВМ

В работе представляется модель информатического пути в подсети для определения времени передачи информации между узлом источника и конечным узлом для метода коммутации сообщений и метода коммутации пакетов. Для рассмотренной подсети был сделан анализ нормализованного опоздания, причём критерием нормализации является время беспромежуточной передачи информации. В работе приводятся примеры соответствующих расчётов.

lokalna sieć komputerowa,
architektura sieci,
usługi sieci,
zastosowania sieci

Leszek BORZEMSKI*, Adam GRZECH*, Andrzej KASPRZAK*

ARCHITEKTURA I USŁUGI LOKALNEJ SIECI KOMPUTEROWEJ NETEX

W pracy przedstawiono architekturę i usługi lokalnej sieci komputerowej NETEX zaprojektowanej i budowanej w Instytucie Sterowania i Techniki Systemów Politechniki Wrocławskiej. Sieć ta przeznaczona jest do wspomagania dydaktyki, badań naukowych i projektowania inżynierskiego w zakresie automatyki i systemów informatycznych.

1. WPROWADZENIE

Pod pojęciem architektury lokalnej sieci komputerowej (LSK) rozumiane są zwykle: struktura (topologia) sieci, metody dostępu do medium transmisyjnego (sterowanie) i wykorzystywane medium transmisyjne. Trzy wymienione elementy architektury są podstawą klasyfikacji lokalnych sieci komputerowych [6]. Fizycznie, LSK może mieć postać magistrali, pętli, gwiazdy lub drzewa, z tym, że najczęściej spotykane to sieci magistralowe i pętlowe. Dostęp każdej stacji sieci do medium transmisyjnego odbywa się zgodnie z wspólnym dla wszystkich protokołem dostępu. Spośród wielu opracowanych i wykorzystywanych w praktyce metod dostępu, ogólnie dzielonych na metody rozproszone i scentralizowane [4], najczęściej wykorzystywane to metoda losowa (CSMA/CD ang. Carrier Sense Multiple Access with Collision Detection) i metoda przekazywania znacznika (ang. token passing). Wprawdzie metody te są niezależne od topologii sieci, niemniej jednak metoda CSMA/CD znalazła szerokie zastosowanie w sieciach magistralowych (które zwykle pracują w trybie rozgłoszeniowym), podczas gdy metoda przekazywania znacznika wykorzystywana jest tak w sieciach pętlowych (ang. ring token), jak i magistralowych (ang. bus token). Jako medium transmisyjne LSK wykorzystywane są głównie skrętki, kable koncentryczne (z modulacją w paśmie podstawowym i paśmie szerokim) oraz światłowody. Szerokie wykorzystanie tych ostatnich ograniczone jest brakiem powszechnie dostępnej technologii dołączania stacji. Ze względu na parametry techniczne i eksploatacyjne, kable koncentryczne wykorzystywane są głównie w sieciach magistralowych, natomiast skrętka w sieciach pętlowych [4].

* Politechnika Wrocławska, Instytut Sterowania i Techniki Systemów

Struktura sieci, metoda dostępu i medium transmisyjne wpływają na jakość usług dostarczanych przez LSK, stąd też powinny być dobrane na podstawie analizy przewidywanego ruchu w przyszłej LSK [5].

Mimo różnych zastosowań, pewne typy usług w LSK są charakterystyczne dla wszystkich. Są to przede wszystkim: transfer zbiorów, transfer zadań, wirtualny terminal, teleks typu terminal-terminal (indywidualny i grupowy) oraz poczta elektroniczna z buforowaniem wiadomości. Dla istniejących i budowanych LSK charakterystyczne jest to, że znalazły one zastosowanie tam, gdzie na stosunkowo niewielkiej przestrzeni potrzebny jest tani, szybki i niezawodny dostęp do zasobów, zwiększający efektywność ich wykorzystania i komfort pracy użytkownika.

2. ARCHITEKTURA LOKALNEJ SIECI KOMPUTEROWEJ NETEX.

Lokalna sieć komputerowa NETEX jest siecią magistralową z metodą dostępu CSMA/CD realizowaną w oparciu o Standard IEEE 802. [4]. Jako medium transmisyjne wykorzystywany jest kabel koncentryczny z modulacją w paśmie podstawowym. Szybkość transmisji-bitowo-szeregowej- 1 Mb/s. O wyborze takiego rozwiązania zdecydowały: prostota konstrukcji, wysoka niezawodność, wykorzystywanie nieaktywnego medium transmisyjnego, opatowana i dostępna technologia dostępu do medium (złącza penetrujące) oraz istnienie dopracowanego, międzynarodowego standardu.

Realizację sieci NETEX podzielono na dwa etapy. Sieć pilotową, realizowaną pod kątem wykorzystania mikrokomputerów, ma służyć zebraniu doświadczeń i danych pomiarowych w zakresie wybranych funkcji komunikacyjnych i usług rozproszonego przetwarzania. Drugi etap realizacji obejmuje budowę sieci rozszerzonej, poprzez dołączenie do sieci pilotowej nowych urządzeń, w tym minikomputerów i dysków twardych wraz z usługami dostępnymi z wykorzystaniem tych urządzeń.

Podstawowym komponentem sprzętowym umożliwiającym włączenie stacji (ogólnego przeznaczenia lub wyspecjalizowanych) jest sterownik LSK w wykonaniu uniwersalnym lub specjalizowanym. Sterownik w maksymalnym stopniu odciąża od realizacji funkcji transmisji danych stacje. Charakteryzuje go: realizacja funkcji komunikacyjnych wg protokołu P802, przekazywanie danych do i ze stacji poprzez standardowy interfejs, możliwość zmiany parametrów i pracy krokowej, rozbudowana sygnalizacja optyczna i rozbudowany system pomiarów zdarzeń na poziomie sterownika. W sterowniku implementowane są dwie najniższe warstwy sterowania: warstwa fizyczna i warstwa łącza logicznego, określająca metodę dostępu do medium transmisyjnego. Sterownik zrealizowano w wersji mikroprocesorowej [3].

Stacjami ogólnego przeznaczenia są mikrokomputery spełniające rolę komputera obliczeniowego w sieci. Stacje wyspecjalizowane realizują

dedykowane funkcje dostarczając usług zorientowanych na określone zastosowanie. W sieci pilotowej stacjami będą trzy identyczne mikrokomputery IMP-85. Jeden z mikrokomputerów emulować będzie monitor niezależny EX 7950 systemu R-32/R-34. W ramach konfiguracji rozszerzonej dołączone będą mikrokomputery CS-80, stacja CAMAC zawierająca kasety cyfrowe i analogowe, minikomputer SM-4, stacja dysków twardych oparta na mikrokomputerze wyspecjalizowanym w zakresie funkcji zarządzania bazą danych, mikrokomputery 16-bitowe kompatybilne z IBM PC/XT i mikrokomputerowa stacja wydruków.

W sieci przyjęto dla wszystkich stacji jednakowy sposób komunikacji procesów użytkowych bazujący na mechanizmach zbliżonych do propozycji znanych z języków programowania wysokiego poziomu.

3. USŁUGI SIECI NETEX.

Usługi świadczone użytkownikowi przez LSK odnoszą się do usług oferowanych w ramach modelu OSI w tzw. warstwie aplikacji. Procesy użytkowe realizują wymagane przez zastosowanie przetwarzanie informacji użytkowej dostarczanej przez użytkowników lub też przechowywanej w systemie. Kiedy zastosowanie wymaga rozproszonego przetwarzania informacji, wówczas każdy z elementów "rozproszonego" zastosowania wymaga osobnych, biegnących w fizycznym rozproszeniu, kooperujących ze sobą procesów użytkowych.

Usługi LSK NETEX dzielą się na dwie grupy:

- podstawowe usługi komunikacyjne ogólnego zastosowania, i
- specjalistyczne usługi dotyczące operacji na zasobach sieci spełniających potrzeby określonych zastosowań [1].

Każdy z procesów użytkowych może korzystać z obu grup usług, które traktowane są jednolicie zarówno jeżeli chodzi o składnię wywołania usług, jak i sposób ich realizacji.

W ramach pierwszej grupy warstwa aplikacyjna oferuje szereg usług służących nawiązaniu połączenia między procesami użytkowymi, prowadzeniu dialogu, zawieszaniu, wznawianiu i zakończeniu dialogu między procesami i ustalaniu pilności przekazywanych danych. Usługi te są przeniesieniem identycznych usług warstwy sesji, gdzie prowadzone jest zarządzanie połączeniem między procesami.

W ramach drugiej grupy sieć świadczy usługi w zakresie:

- systemu transmisji komunikatów obejmującego pocztę elektroniczną, informowanie o statusie sieci i podsystem wspomagania użytkownika sieci,
- systemu transmisji zbiorów,
- sterowanie i zbieranie danych w systemie CAMAC,
- przetwarzanie danych z wykorzystaniem wspólnej dedykowanej bazy danych

- typu back-end oraz rozproszonej bazy danych,
- specjalizowanego przetwarzania danych eksperymentalnych w systemie EXPES-NET,
 - manipulowania procesami,
 - monitorowania i diagnostyki sieci,
 - drukowania tekstu na wysokowydajnej drukarce, i
 - emulacji stacji m.c. R-32/R-34.

4. ZASTOSOWANIA LOKALNEJ SIECI KOMPUTEROWEJ NETEX

Projektowanie lokalnej sieci komputerowej NETEX zostało poprzedzone analizą potrzeb użytkownika i środowiska, w którym sieć będzie implementowana [1, 2]. Rezultatem analizy wymagań (warunków, które muszą być spełnione niezależnie od kosztów) i oczekiwań (warunki, które mogą być spełnione) było określenie cech jakościowych i ilościowych systemu komputerowego (sieci) dla potrzeb dydaktyki, badań naukowych i projektowania inżynierskiego w zakresie automatyki i informatyki.

Głównym celem budowy sieci komputerowej jest wspomaganie dydaktyki i badań naukowych, tak aby uzyskać możliwość prowadzenia nowoczesnego, problemowo zorientowanego kształcenia studentów, dostosowanego do istniejących potrzeb, a jednocześnie możliwego przy obecnym stanie technik komputerowych i telekomunikacyjnych.

Nauczanie w zakresie automatyki i informatyki, uwarunkowane jest posiadaniem następujących możliwości zbierania, pamiętania, przekazywania i przetwarzania informacji:

- zbieranie danych z procesów rzeczywistych lub/i symulacyjnych,
- konwersja danych (analogowa/cyfrowa i cyfrowo/analogowa),
- transmisja danych ze źródła (miejsca jej powstawania) lub miejsca przechowywania do ujścia (miejsca przetwarzania lub przechowywania),
- rozproszone lokalne lub/i rozproszone hierarchicznie przetwarzanie danych (w tym, w czasie rzeczywistym) zgodnie z ustalonymi procedurami,
- przechowywanie danych i programów,
- dostęp do przechowywanych danych i programów (lokalny i zdalny), i
- rozproszona symulacja.

Na podstawie przedstawionych wymagań są obecnie opracowywane ćwiczenia dydaktyczne z zakresu identyfikacji, eksperymentowania, rozpoznawania, teleinformatyki oraz projektowania i eksploatacji systemów informatycznych w oparciu o usługi pilotowej LSK. Dla opracowywanych tematów przewidziano procedurę, wg której możliwe jest wykorzystanie innowacyjności ćwiczącego.

Podobnego zakresu usług wymaga stosowanie sieci w badaniach naukowych, a różnice, na jakie należy zwrócić uwagę, to większa kreatywna rola te-

matów badawczych w stosunku do zasobów sieci. Z kolei projektowanie inżynierskie, polegające na poszukiwaniu rozwiązań według znanych i sprawdzonych algorytmów w ramach ograniczeń określanych przez obowiązujące normy i standardy, tworzy szczególne wymagania (zwłaszcza ilościowe) dotyczące przechowywania i przetwarzania informacji. Co więcej, charakterystyczne dla projektowania wielokrotne, sekwencyjne przetwarzanie danych wejściowych i danych pośrednich w ściśle określonej kolejności, według ustalonych procedur, prowadzi do szczególnych wymagań na system zarządzający realizacją zadania.

Specyfika zastosowania sieci NETEX powoduje, że może być ona tak przedmiotem, jak i podmiotem badań i nauczania. Z tego powodu muszą istnieć możliwości realizacji złożonych zadań, jak również możliwości badania sieci jako takiej. To ostatnie wymaganie może być spełnione poprzez założenie modularności systemu i możliwości dostępu do różnych poziomów jego organizacji logicznej.

Przeznaczenie sieci powoduje, że sieć musi być otwarta na nowe techniki komputerowe i nowe tendencje w korzystaniu z istniejących (m.in. personalizacja). Ze względu na burzliwy rozwój technik komputerowych oraz ich zastosowań, wymagania jakościowe mogą ulegać zmianie, poszerzając się o nowe wymagania, a w związku z tym, sieć musi oferować zbiór uniwersalnych usług, na bazie których będą organizowane usługi specjalne.

Z wyżej wymienionych względów przyjęto rozwiązanie sieci, dla której charakterystyczne są:

- modularność, umożliwiającą rozbudowę sieci poprzez dołączanie nowych komponentów sprzętowych (w tym wykorzystanie personalnych środków informatyki),
- organizowanie usług specjalistycznych (systemowych) w oparciu o uniwersalny zbiór usług podstawowych (elastyczność usług),
- możliwość łączenia sieci z innymi sieciami lokalnymi i globalnymi (zgodność ze standardami),
- heterogeniczność wyposażenia sprzętowego, i
- rozbudowany system monitorowania i diagnostyki (architektura dostosowana do użytkownika i badacza).

5. ZAKOŃCZENIE

Przedstawiono architekturę, usługi i przewidywane zastosowania lokalnej sieci komputerowej NETEX. Jakkolwiek omówione zastosowania obejmują najistotniejsze dla działalności szkoły wyższej obszary zainteresowań, nie można wykluczać innych zastosowań, zwłaszcza tych, które mogą być interesujące z dydaktycznego i badawczego punktu widzenia. Szczegółowo, na ile to możliwe w ramach tego opracowania, przedyskutowa-

no zagadnienia związane z analizą wymagań użytkowników, które autorzy uważają za bardzo istotne przy projektowaniu i budowie systemów informatycznych, w tym lokalnych sieci komputerowych.

6. LITERATURA

- [1] L.Borzemski, Z.Bubnicki, A.Grzech, A.Kasprzak, L.Koszałka "Projekt architektury lokalnej sieci komputerowej NETEX - zastosowania, usługi funkcje", Raport ISiTS, Seria SPR nr 2, Wrocław 1985.
- [2] L.Borzemski, A.Grzech, A.Kasprzak, L.Koszałka "Development of distributed applications for experiment and education support based on the NETEX local area network", COMNET'85.
- [3] L.Borzemski, A.Grzech, A.Kasprzak "Application of microcomputers in local area network", 4th Hungarian Computer Science Conference, 1985
- [4] L.Borzemski, A.Grzech, A.Kasprzak "Stan i kierunki rozwoju lokalnych sieci komputerowych dla potrzeb szkolnictwa wyższego w kraju", Raport ISiTS PWr., Seria SPR, nr 5, 1985.
- [5] M.Kryskov, C.Miller "Local networks overview. Part 1. Definitions and attributes and Part 2. Standard Activities", Computer Design, Feb./March 1981.
- [6] C.D.Tsao "A local area network architecture overview", IEEE Communications Magazine, Vol. 22, No. 3, August 1984.
- [7] IEEE Project 802. A status report. Draft B. October 19, 1981.

ARCHITECTURE AND SERVICES IN THE NETEX LOCAL AREA NETWORK

In the paper the architecture, services and application of the NETEX bus-type local area network with CSMA/CD access method is briefly presented. Based on requirements analysis, the development of the network and its application in four areas of interest for university community, namely education, research, engineering design and local networking development are described.

АРХИТЕКТУРА И УСЛУГИ ЛОКАЛЬНОЙ ТЕЛЕИНФОРМАЦИОННОЙ СЕТИ NETEX

Представлена архитектура и услуги локальной телеинформационной сети NETEX запроектированной и строенной на кафедре управления и системостехники Вроцлавского политехнического института. Эта сеть является магистральной сетью, в которой применяется процедура вероятностного доступа к концентрическому каналу общего пользования. Сеть предназначена для поддержания дидактики, научных исследований и проектирования в области автоматизации и информатики.

sieć lokalna,
model OSI,
protokół komunikacyjny

Mgr inż. Magdalena BULANDRA-TOCZKOWSKA *
Mgr inż. Marek KWIATKOWSKI *
Mgr inż. Waldemar MAJ *

LOKALNA SIEĆ KOMPUTEROWA H A D E S

W komunikacie opisane zostały prace nad budową prototypowej lokalnej sieci komputerowej HADES prowadzone w Centralnym Ośrodku Informatyki Górnictwa dla potrzeb resortu górnictwa i energetyki. Lokalna sieć komputerowa będzie służyła do szybkiej wymiany danych między komputerami produkcji różnych firm znajdującymi się w COIG. Dla jej fizycznej realizacji wybrano konfigurację pierścieniową, a architektura logiczna została oparta na modelu systemów otwartych.

1. WSTĘP

W resorcie górnictwa i energetyki są prowadzone prace nad budową lokalnych sieci komputerowych mających zapewnić wymianę danych między komputerami różnych typów i mocy obliczeniowej znajdującymi się na niewielkim obszarze geograficznym (do około 3-5km). W dużych ośrodkach obliczeniowych resortu będą to najczęściej komputery serii ODRA i RIAD. Na poziomie przedsiębiorstw będą to mini- i mikrokomputery różnych typów. Dodatkowo sieć lokalna będzie mogła być podłączona do zdalnej sieci komputerowej.

Lokalna sieć komputerowa HADES budowana w Centralnym Ośrodku Informatyki Górnictwa będzie stanowiła model dla sieci lokalnych, które powstaną w innych ośrodkach obliczeniowych resortu.

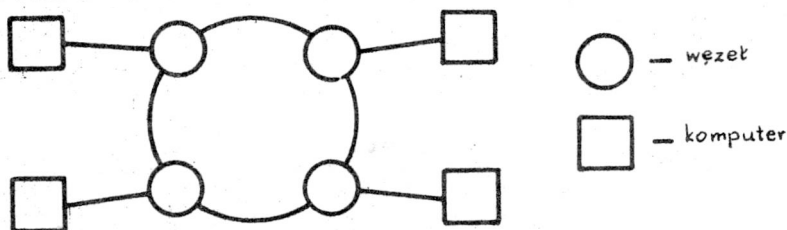
2. KONFIGURACJA FIZYCZNA

Na podstawie analizy własności różnych typów konfiguracji lokalnych sieci komputerowych i metod sterowania transmisją danych przeprowadzonej w [1] przyjęto dla sieci HADES konfigurację pierścieniową z wykorzystaniem tokenu - znacznika dla potrzeb sterowania transmisją danych (ang. token ring). Rys.1 przedstawia elementy składowe sieci pierścieniowej. Są to:

* Centralny Ośrodek Informatyki Górnictwa, Katowice

- komputery różnej klasy i przeznaczenia,
- węzły realizujące szybką (rzędu M bit/sek) transmisję danych w postaci cyfrowej,
- łącza szybkiej transmisji danych.

Dwa ostatnie elementy składowe sieci tworzą lokalną podsieć komunikacyjną. Podsieć ta jest realizowana przy współpracy z Instytutem Automatyki Systemów Energetycznych (Wrocław) i jej zasady funkcjonowania są przedstawione w [2].



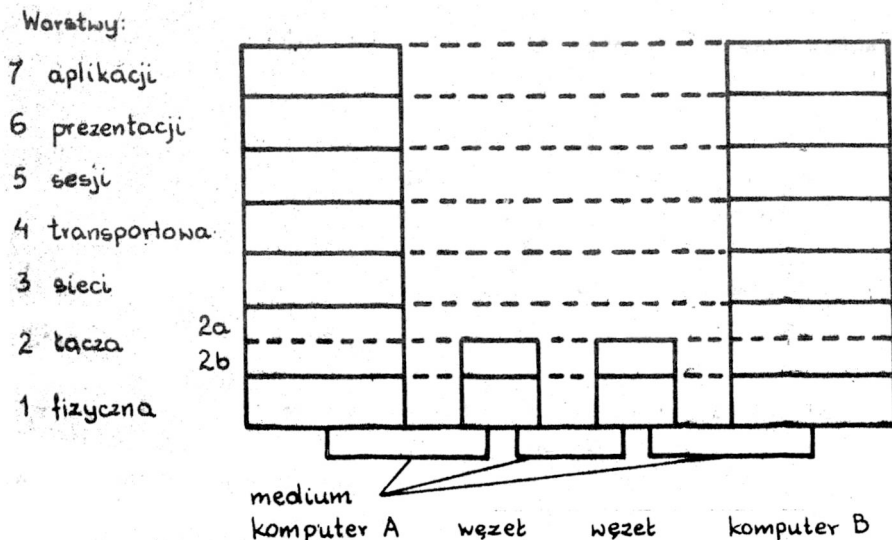
Rys. 1. Konfiguracja sieci HADES.

Fig. 1. HADES local network configuration.

3. ARCHITEKTURA LOGICZNA

3.1 Określenie modelu i protokołów

Architektura logiczna sieci HADES (rys.2) jest oparta na siedmiowarstwowym modelu systemów otwartych OSI (ang. Open Systems Interconnection) [3].



Rys. 2. Model architektury logicznej sieci HADES.

Fig. 2. Model of HADES network logical architecture.

Pierwszy etap realizacji sieci HADES zakłada utworzenie podsieci komunikacyjnej oraz oprogramowania w komputerach odpowiedzialnego za przesyłanie danych. W tym celu określono postać warstw 1-4 modelu OSI dla sieci HADES. Zakłada się, że do czasu opracowania powszechnie przyjętych i dobrze zbadanych standardów dla warstw 5-7 ich funkcje przejmie oprogramowanie użytkowe. Natomiast funkcje niższych warstw 1-4 będzie realizował sprzęt i standardowe oprogramowanie komunikacyjne. Przy opracowywaniu tych warstw skorzystano ze standardów zalecanych przez organizacje ISO i CCITT. Programy użytkowe przy użyciu punktów dostępu do usług transportowych będą mogły żądać transferu danych do innego programu użytkowego sieci. Każdy taki punkt będzie jednoznacznie adresowalny w całej sieci.

Dla potrzeb funkcjonowania warstwy transportowej skorzystano z protokołu ISO N861 klasy 2 umożliwiającego między innymi:

- ustanawianie, wykorzystanie dla transferu danych oraz rozłączanie połączeń transportowych,
- wykrywanie zagubienia komunikatów danych,
- potwierdzanie poprawnego odbioru komunikatów danych,
- sterowanie przepływem komunikatów danych,
- segmentację i blokowanie komunikatów wymienianych z warstwą sesji,
- multipleksowanie wielu połączeń transportowych na bazie jednego połączenia niższej warstwy.

Wprowadzenie funkcji multipleksowania jest związane z przyjęciem założenia, że w sieci HADES warstwa 3 nie będzie występowała. Połączenia transportowe między tymi samymi komputerami sieci lokalnej będą multipleksowane na jedno połączenie warstwy 2.

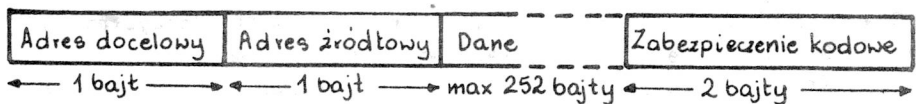
Protokół klasy 2 nie przewiduje możliwości reaktywacji połączenia transportowego. Rezygnacja z tej funkcji jest możliwa dzięki temu, że w sieci HADES warstwy niższe od transportowej charakteryzować się będą akceptowalną resztkową stopą błędów i sygnalizowanych awarii.

W sieci HADES nie ma potrzeby tworzenia protokołu warstwy 3, ponieważ nie istnieje problem wyboru trasy między komunikującymi się komputerami. Komunikaty warstwy 4 będą bezpośrednio umieszczane w komunikatach warstwy 2.

Warstwa 2 sieci HADES została podzielona na dwie podwarstwy:

- górną -2a (ang. Logical Link Level - LLC) służącą do sterowania przepływem danych między parami komputerów,
- dolną -2b (ang. Medium Access Control - MAC) sterującą transmisją między sąsiednimi elementami sieci, tzn. między komputerem a węzłem oraz między parą węzłów.

W podwarstwie górnej połączenia logiczne między parami komputerów będą funkcjonować zgodnie z protokołem X25 LAPB [4]. W sieci HADES przy tworzeniu ramek zrezygnowano z pola flagi i pola zabezpieczenia kodowego, ponieważ pola te są tworzone na poziomie podwarstwy dolnej. W podwarstwie dolnej komputer będzie wysyłał do węzła komunikaty danych, natomiast odbierał od niego komunikaty danych oraz komunikaty kontrolne. Komunikaty danych będą zawierały adresy węzłów nadawcy i adresata, pole danych (ramka protokołu X25 LAPB) oraz pole zabezpieczenia kodowego obejmującego wszystkie pola komunikatu (rys.3).



Rys. 3. Struktura komunikatu danych.
Fig. 3. Data message structure.

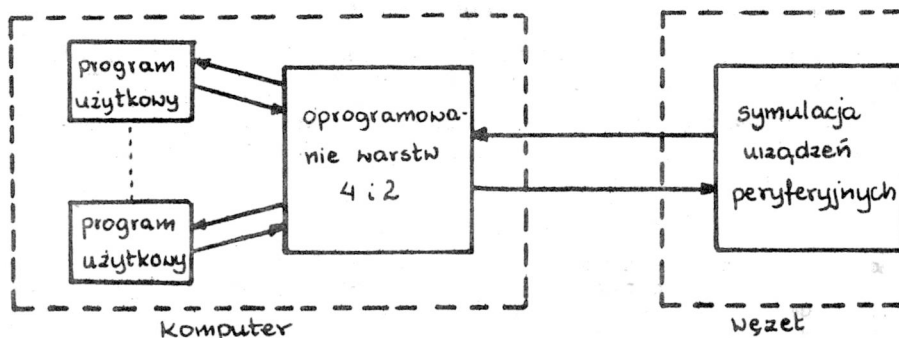
Komunikaty kontrolne będą informowały o wystąpieniu sytuacji nieprawidłowych powstałych przy transmisji komunikatów danych w podsięci komunikacyjnej.

Sposób transmisji danych między węzłami związany jest z przyjętą metodą sterowania opartą o wykorzystanie tokenu i jest szerzej opisany w [2].

Przy implementacji warstwy fizycznej założono, że od strony komputera węzeł będzie symulować jego standardowe urządzenie peryferyjne. W związku z tym charakterystyki mechaniczne i elektryczne połączenia muszą być zgodne ze standardowym interfejsem komputera. Szczegółowy opis realizacji warstwy fizycznej w sieci HADES jest przedstawiony w [2].

3.2 Realizacja programowa

Przedstawiony w punkcie 3.1 model architektury logicznej sieci został zrealizowany na komputerach RIAD 32 i ODRA 1305. Programy użytkowe komunikują się z oprogramowaniem warstw 4 i 2 (rys.4) za pośrednictwem zestawu standardowych makroinstrukcji (zapewniających usługi transportowe) oraz mechanizmów międzyprogramowego przekazywania danych (kanałów WMC w komputerze ODRA i makroinstrukcji POST w wersji międzystrofowej w komputerze RIAD).



Rys. 4. Powiązanie programów użytkowych z węzłem podsięci komunikacyjnej.

Fig. 4. Connection of utility programs with communication subnetwork node.

Wymiana danych między oprogramowaniem warstw 4 i 2 a węzłem podsięci odbywa się niezależnie w obu kierunkach na zasadzie obsługi standardowych urządzeń peryferyjnych. W przypadku komputera ODRA jego węzeł symuluje dwa uniplexery (po jednym dla każdego kierunku). Węzeł komputera RIAD symuluje dla kierunku wejścia sterownik monitorów lokalnych, natomiast dla kierunku wyjścia urządzenie typu unit record.

Oprogramowanie warstw 4 i 2 posiada budowę modułarną odpowiadającą podziałowi architektury logicznej na warstwy. Na etapie kompilacji oprogramowania określa się maksymalną liczbę programów użytkowych oraz liczbę komputerów, z którymi może ono współpracować. Każdy program użytkowy posiada możliwość korzystania jednocześnie z kilku połączeń transportowych.

Planowane zastosowanie mikroprocesorów w węzłach sieci HADES umożliwi przeniesienie do nich części oprogramowania warstw 4 i 2.

4. LITERATURA

- [1] Kwiatkowski M., Projekt sieci komputerowej dla potrzeb resortu górnictwa i energetyki, wydawnictwo wewnętrzne COIG, 1984.
- [2] Domagała J., Opis funkcjonalny podsięci komunikacyjnej lokalnej sieci komputerowej HADES, w tym samym tomie.
- [3] Open Systems Interconnection - Basic Reference Model, ISO, DP7498, 1981.
- [4] Recommendation X25, CCITT, Genewa 1977.

H A D E S LOCAL COMPUTER NETWORK

The paper presents a prototype heterogeneous local computer network designed for the needs of the Mining and Power Industries basing on the model of Open Systems Interconnection and ring topology. Software implementations of the model on RIAD and ODRA computers are also presented.

ЛОКАЛЬНАЯ ВЫЧИСЛИТЕЛЬНАЯ СЕТЬ HADES

В статье представлена прототипная локальная сеть, построенная для потребностей горной и энергетической промышленности с применением модели открытых систем и кольцевой топологии. Описывается программное обеспечение протоколов модели на ЭВМ ЕС 1032 и ODRA.

retransmisje,
mechanizm oczekiwania,
odbior pakietów,
mechanizm potwierdzania
odbioru

Krzysztof CHMARA *

DOBÓR CZASU ODCZEKIWANIA PRZY RETRANSMISJACH W SIECIACH TELEINFORMATYCZNYCH Z KOMUTACJĄ PAKIETÓW

W pracy został przedstawiony model mechanizmu oczekiwania, pokazany został wpływ wielkości czasu oczekiwania na podstawowe charakterystyki jakościowe sieci. Wyznaczona została zależność współczynnika efektywności grupowego przesyłania potwierdzeń od liczby kumulowanych potwierdzeń dla różnych czasów oczekiwania oraz określony został sposób adaptacyjnego doboru wielkości czasu oczekiwania zapewniający wysoką jakość pracy sieci w zależności od jej obciążenia.

1. WPROWADZENIE

W sieciach teleinformatycznych z komutacją pakietów należy przeciwdziałać zarówno przeciążeniom, jak też utratom pakietów. Z tego względu stosuje się różne metody potwierdzania odbioru pakietów przez węzeł docelowy. Pakiety przesyłane z węzła źródłowego do węzła docelowego mogą być odrzucane przez pośrednie węzły na trasie wskutek zapełnienia ich buforów lub w wyniku błędów wnoszonych przez kanały i w efekcie mogą nie dotrzeć do węzła docelowego. Aby zabezpieczyć się przed ich całkowitą utratą, węzeł źródłowy przechowuje kopię każdego wysłanego pakietu i jeżeli w ustalonym czasie zwanym czasem oczekiwania nie nadejdzie do niego potwierdzenie jego odbioru przez węzeł docelowy, wówczas węzeł źródłowy automatycznie dokonuje retransmisji tego pakietu. Potwierdzenia odbioru pakietów mogą być przesyłane do węzła źródłowego indywidualnie bądź też grupowo w nagłówkach pakietów informacyjnych lub za pomocą specjalnych pakietów protokolarnych.

Z mechanizmem oczekiwania związany jest dobór wielkości czasu oczekiwania oraz określenie liczby retransmisji na pakiet. Zagadnienie doboru wielkości czasu oczekiwania jest ważne, gdyż wywiera ona istotny wpływ na charakterystyki jakościowe sieci. Zbyt duża wielkość czasu oczekiwania niekorzystnie wpływa na średnie opóźnienie w sieci, z drugiej strony zbyt mała jego wielkość nie jest pożądana z punktu widzenia średniego natężenia strumienia przesyłanego. Podobnie na charakterystyki jakościowe wpływa liczba retransmisji na pakiet.

* Akademia Techniczno-Rolnicza w Bydgoszczy, Wydział Telekomunikacji i Elektrotechniki

Natomiast z mechanizmem grupowego potwierdzania odbioru pakietów wiąże się limitowanie liczby kumulowanych potwierdzeń oraz ograniczanie czasu ich kumulowania (czasu oczekiwania). Oba te parametry wpływają na średnie opóźnienie w sieci i stąd ważny jest ich dobór w zależności od zmieniającego się obciążenia sieci.

Statyczne modele mechanizmu oczekiwania, w których nie ma możliwości dostosowania się do stanu sieci, analizowane są w pracach [1,2,4,6], natomiast modele dynamiczne (adaptacyjne) opisane w [3,6,7]. Ogólne własności przenoszenia potwierdzeń w nagłówkach pakietów informacyjnych podane są w pracy [5], a mechanizmy grupowego potwierdzania odbioru pakietów badane są w [6].

2. MECHANIZM ODCZEKIWANIA

2.1. Miara efektywności mechanizmu oczekiwania

Przy badaniu efektywności działania mechanizmu oczekiwania można posłużyć się funkcją mocy zdefiniowaną jako [6]:

$$V = \frac{S_r/S_{r0}}{T_r/T_{r0}} \quad (1)$$

S_r - średnie natężenie strumienia przesyłanego przy zastosowaniu mechanizmu oczekiwania,

S_{r0} - średnie natężenie strumienia przesyłanego bez stosowania mechanizmu oczekiwania,

T_r - średnie opóźnienie w pętli (suma opóźnień pakietu i jego potwierdzenia) przy zastosowaniu mechanizmu oczekiwania,

T_{r0} - średnie opóźnienie w pętli bez stosowania mechanizmu oczekiwania.

Na podstawie przebiegu funkcji mocy można określić optymalne parametry mechanizmu oczekiwania, w szczególności wielkość czasu oczekiwania.

2.2. Model mechanizmu oczekiwania

W punkcie tym zostanie przedstawiony model mechanizmu oczekiwania stanowiący fragment modelu reguły przeciwdziałania przeciążeniom. [6].

Przyjęte zostały następujące założenia:

1. Zgłoszenia są wprowadzane do sieci, gdy w węźle znajdują się zezwolenia.
2. Prawdopodobieństwo, że wiadomość zostanie stracona w i -tym segmencie trasy wynosi P_{si} .
3. Jeśli potwierdzenie odbioru wiadomości nie nadejdzie w czasie oczekiwania T_0 od chwili jej nadania, węzeł źródłowy ją retransmituje.
4. Węzeł źródłowy zaprzestaje retransmisji wiadomości po otrzymaniu pierwszego jej potwierdzenia.

5. Potwierdzenie traktowane jest jak zwykła wiadomość, z tą różnicą, że nie wykorzystuje zezwolenia.
6. Każda retransmisja wiadomości zużywa jedno zezwolenie; w przypadku jego braku można dokonać jej "na kredyt".
7. Węzeł docelowy potwierdza tylko poprawnie odebrane wiadomości i przyjmuje tylko pierwszą poprawną kopię wiadomości.
8. Dla uproszczenia przyjęto, że opóźnienie w pętli nigdy nie przekroczy $3T_0$, jeśli wiadomość nie zostanie stracona.
9. Dla uproszczenia założono, że dla każdego kanału logicznego suma natężeń strumienia zgłoszeń i strumienia retransmisji jest zawsze większa od natężenia generowania zezwoleń S_{r0} .

Przy powyższych założeniach można przeprowadzić analizę mechanizmu oczekiwania. Najpierw należy wyznaczyć średnią liczbę transmisji wiadomości N_1 . Niech P_i oznacza prawdopodobieństwo, że potwierdzenie nadejdzie w przedziale $[(i-1)T_0, iT_0]$ przy warunku, że nie wystąpiła strata, $i=1,2,3$. Na mocy założenia 8 mamy:

$$P_1 + P_2 + P_3 = 1 \quad (2)$$

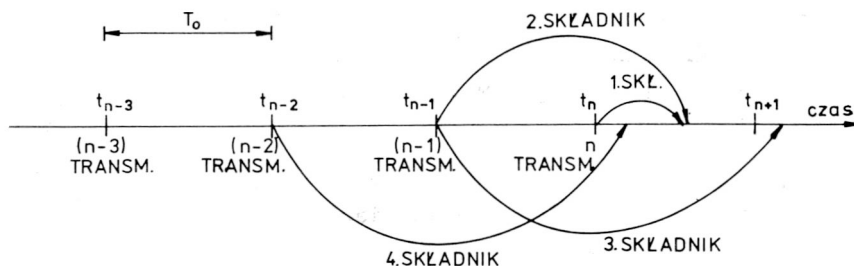
Ponadto niech P_{re} będzie prawdopodobieństwem wystąpienia retransmisji, a P_s - prawdopodobieństwem straty wiadomości, przy czym

$$P_s = 1 - \prod_{i \in I(r)} (1 - P_{si}) \quad (3)$$

gdzie $I(r)$ jest zbiorem segmentów trasy w pętli dla kanału logicznego r ,

$$\text{oraz } P_{re} = P_s + \bar{P}_s (1 - P_1) \quad (4)$$

gdzie $\bar{X} = 1 - X$



Rys. 1. Wykres czasowy do wyznaczania $P(N_1 = n)$

Fig. 1. The event time diagram for $P(N_1 = n)$

Na podstawie rys. 1 możemy napisać

$$P[N_1 = n] = P_s^{n-1} P_{re} + P_s^{n-2} P_s P_2 + P_s^{n-2} P_s P_3 P_{re} + P_s^{n-3} P_s P_3 P_{re} \quad (5)$$

Stąd średnia liczba retransmisji

$$E[N_1] = \sum_{n=1}^{\infty} n P[N_1 = n] \quad (6)$$

Z kolei średnie natężenie strumienia przesyłanego w kanale logicznym r

$$S_r = \frac{S_{r0}}{N_1} \quad (7)$$

W podobny sposób na podstawie wykresu czasowego z rys. 1 można wyznaczyć średnie opóźnienie T_r . Pozwoli to wyznaczyć funkcję mocy V ze wzoru (1). Przebieg jej jest pokazany na rys. 2.

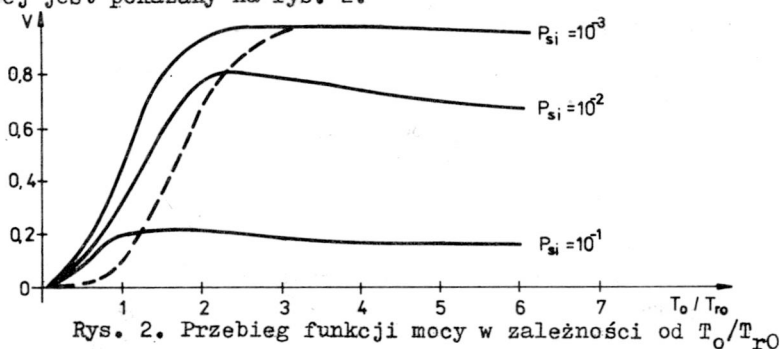


Fig. 2. Power versus T_o/T_{r0}

Krzywa optymalna jest narysowana linią przerywaną. Na jej podstawie można dobierać wielkość czasu oczekiwania T_o .

3. MECHANIZM POTWIERDZANIA ODBIORU PAKIETÓW

3.1. Miara efektywności mechanizmu potwierdzenia

Jako miarę efektywności mechanizmu potwierdzenia można przyjąć współczynnik przenoszenia potwierdzeń w nagłówkach pakietów informacyjnych [5]

$$G(L) = \frac{H}{J} \quad (8)$$

H - liczba potwierdzeń, które są przenoszone w nagłówkach,

J - liczba wszystkich wygenerowanych potwierdzeń,

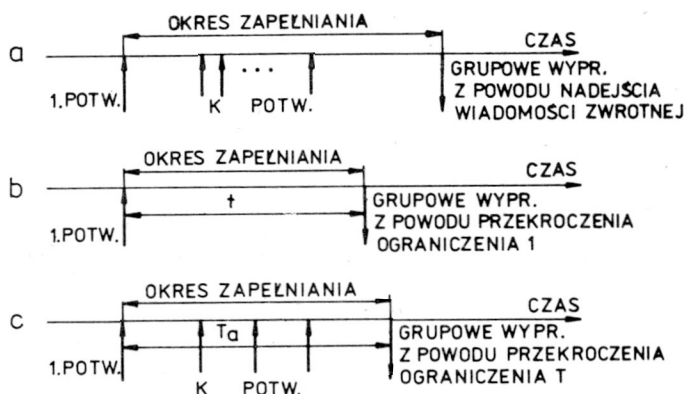
L - maksymalna liczba kumulowanych potwierdzeń.

3.2. Model mechanizmu potwierdzenia

Aby zapobiec zbyt dużemu opóźnieniu potwierdzeń, zazwyczaj nakładane jest ograniczenie L na liczbę kumulowanych potwierdzeń oraz ograniczenie T_a na czas ich kumulowania. Jeżeli jedno z tych ograniczeń zostanie przekroczone przed nadejściem pakietu przesyłanego w kierunku zwrótnym, wówczas wygenerowany zostanie specjalny pakiet protokolarny, który przeniesie wszystkie potwierdzenia znajdujące się w buforze potwierdzeń węzła

docelowego. Założymy, że przesyłane w obu kierunkach pomiędzy parą węzłów strumienie wiadomości są stumieniami poissonowskimi o natężeniach odpowiednio S_f dla kierunku wprost i S_b dla kierunku zwrótnego.

W pracy buforu potwierdzeń w węźle docelowym można wyróżnić kolejne cykle złożone z okresów zapełniania i opróżniania. Występują przy tym trzy typy okresów zapełniania buforu przedstawione na rys. 3.



Rys. 3. Trzy typy okresów zapełniania

Fig. 3. Three types of filling periods

W wyniku analizy można wyznaczyć [6] prawdopodobieństwa wystąpienia poszczególnych typów okresów zapełniania. W celu wyznaczenia współczynnika $G(L)$ należy rozważyć dużą liczbę N okresów zapełniania. Po obliczeniu liczby okresów poszczególnego typu oraz całkowitej liczby potwierdzeń przenoszonych w nagłówkach i przenoszonych za pomocą specjalnych pakietów protokolarnych możemy wyznaczyć współczynnik przenoszenia potwierdzeń

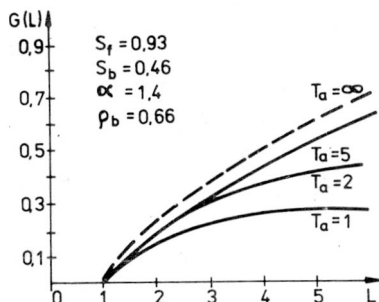
$$G(L) = \frac{N \sum_{K=0}^{L-2} (K+1) (1 - g_b) g_b^K I_K(0, T_a)}{N \sum_{K=0}^{L-2} (K+1) (1 - g_b) g_b^K I_K(0, T_a) + N \sum_{K=0}^{L-2} (K+1) g_b^K \frac{(\alpha T_a)^K}{K!} e^{-\alpha T_a} + N L g_b^{L-1} I_{L-2}(0, T_a)} \quad (9)$$

gdzie $g_b = \frac{S_f}{S_f + S_b}$, $\alpha = S_f + S_b$, $I_K(0, T_a) = 1 - \sum_{j=0}^K \frac{(\alpha T_a)^j}{j!} e^{-\alpha T_a}$

Przykładowe przebiegi $G(L)$ pokazane są na rys. 4. Można z nich wyznaczyć zalecane wartości parametrów L oraz T_a

4. WNIOSKI

Analiza nawet prostych mechanizmów odczekiwania i potwierdzania odbioru jest złożona. Przedstawione wyniki mają charakter jakościowy. Z praktycznego punktu widzenia istnieje pilna potrzeba opracowania heurystycznych i adaptacyjnych metod doboru parametrów obu rozważanych mechanizmów, najlepiej w oparciu o średnie opóźnienie w sieci. Wyniki ilościowe można uzyskać w drodze badań symulacyjnych. Oba zagadnienia wymagają dalszych pogłębionych badań.



Rys. 4. Współczynnik przenoszenia potwierdzeń
Fig. 4. Piggybacking level

5. LITERATURA

1. Butto M., Colombo G., Taggiasco G., Toniétti A., Models for the Performance Evaluation of a Packet Switching Network with Retransmission Time-out, Nat. Telecommun. Conf., Los Angeles, Dec. 1977, pp. 12.3/1-6.
2. Butto M., Colombo G., Toniétti A., Stability Problems in Packet Networks with Retransmission Time-out, Nat. Telecommun. Conf. Birmingham, AL, Dec. 1978, pp. 4.5/1-5.
3. Kermani P., Kleinrock L., Dynamic Flow Control in Store-and-Forward Computer Networks, IEEE Trans. Commun., Vol. COM-28, 1980, pp. 263-71.
4. Kleinrock L., Kermani P., Static Flow Control in Store-and-Forward Computer Networks, IEEE Trans. Commun., Vol. COM-28, 1980, pp. 271-79.
5. Lai W.S., An Analysis of Piggybacking in Packet Networks, Computer Networks, Vol. 6, No. 4, 1982, pp. 279-90.
6. Tseng C.W., Flow Control in Store-and-Forward Computer Networks, Computer Science Department, University of California, Los Angeles, Report No. GSD-810404, April 1981, 98 p.
7. van As H.R., Time-Out Management in Packet Switching Networks, Int. Teletraffic Congress, Montreal, June 1983, 7 p.

SIZING THE RETRANSMISSION TIME-OUT INTERVAL IN PACKET SWITCHING NETWORKS

The model of the time-out mechanism is presented. The influence of the time-out interval on the basic qualitative characteristics of the network is shown. The dependence of the piggybacking level on the number of accumulated acknowledgements for different acknowledgement waiting times is determined. The method of the adaptive time-out interval sizing giving high network performance is defined.

ПОДБОР ИНТЕРВАЛА ТАЙМ-АУТА ПРИ РЕТРАНСМИССИЯХ В ВЫЧИСЛИТЕЛЬНЫХ СЕТЯХ С КОММУТАЦИЕЙ ПАКЕТОВ

Представлена модель механизма тайм-аута и показано влияние интервала тайм-аута на основные качественные характеристики сети. Определена зависимость коэффициента эффективности групповой передачи подтверждений от числа накопленных подтверждений для разных интервалов тайм-аута. Определён метод адаптационного подбора значений интервала тайм-аута в зависимости от нагрузки сети обеспечивающий высокое качество её функционирования.

podsieć komunikacyjna,
sieć lokalna HADES

Józef DOMAGAŁA *

OPIS FUNKCJONALNY PODSIECI
KOMUNIKACYJNEJ LOKALNEJ SIECI
KOMPUTEROWEJ H A D E S

Lokalna Sieć Komputerowa HADES jest systemem pilotowym realizowanym wspólnie przez COIG Katowice i IASE Wrocław dla potrzeb ośrodka COIG, a w perspektywie dla potrzeb resortu górnictwa i energetyki. Głównym zadaniem lokalnej sieci komputerowej jest zintegrowanie systemowe zasobów informatycznych, w tym głównie komputerów rozproszonych na niewielkim obszarze geograficznym (odległości do kilku kilometrów). Podsieć komunikacyjna sieci obejmuje ogół sprzętu umożliwiającego fizyczną i logiczną komunikację między rozproszonymi komputerami lub urządzeniami komputerowymi.

1. Konstrukcja podsieci komunikacyjnej powstała w IASE we Wrocławiu, gdzie również zrealizowano jej wersję prototypową umożliwiającą komunikację między komputerami typu RIAD R-32, ODRA 1305 oraz ICL 1900. W COIG Katowice opracowano koncepcję architektury logicznej systemu oraz zrealizowano oprogramowanie komunikacyjne dla komputerów sieci. Opis architektury logicznej sieci zawiera komunikat opracowany przez zespół autorów M. Bulandra, M. Kwiatkowski i W. Maj (pracowników COIG Katowice) pt. OPIS LOKALNEJ SIECI KOMPUTEROWEJ H A D E S. Podsieć komunikacyjna Lokalnej Sieci Komputerowej HADES jest systemem zapewniającym szybką komunikację fizyczną i logiczną między komputerami i charakteryzującym się dużą przepustowością transmisji w sieci. Podsieć komunikacyjna zorganizowana jest w postaci systemu węzłów i łączy transmisyjnego o konfiguracji pierścieniowej. Ilustruje to rys. 2. Wybór konfiguracji pierścieniowej wynikał z przyjętego założenia zapewnienia efektywnego wykorzystania kanału transmisyjnego oraz dużej prze-

* Instytut Automatyki Systemów Energetycznych, Wrocław

pustowości przy obciążeniach zmieniających się w szerokim zakresie. Wybór ten był również podyktowany przez wzgląd na metody sterowania podsiecią komunikacyjną, które są proste i jednoznaczne, a także możliwością tworzenia znacznie dłuższych łączy transmisyjnych przy danej liczbie węzłów niż przy innych konfiguracjach.

Węzły są urządzeniami umożliwiającymi włączenie komputerów do sieci i realizującymi funkcje komunikacyjne w podsieci.

Każdy z węzłów widziany od strony komputera symuluje jego urządzenie we/wy i realizuje konwersję interfejsu specyficznego dla danego typu komputera do postaci zunifikowanej w całej podsieci.

Komunikacja między węzłami odbywa się na zasadzie szybkiej synchronicznej, szeregowej transmisji cyfrowej za pośrednictwem stałego łącza przewodowego.

Modulacja transmisji ma charakter kodowo-impulsowy i odbywa się w kodzie Manchester z prędkością 1,25 Mbd.

Logicznie, komunikacja między węzłami zorganizowana jest według ustalonego protokołu liniowego o charakterze zbliżonym do procedury X25.LAP.B.

Procedury sterowania transmisją fizyczną w podsieci obejmują między innymi:

- sterowanie dostępem do łącza transmisyjnego zgodnie z regułą "token - passing",
- synchronizację blokową transmisji,
- fazowanie pracy węzłów,
- kontrolę błędów transmisji i ich korekcję na bazie retransmisji,
- generowanie i przekazywanie komunikatów kontrolnych do komputera o stanie komunikujących się węzłów,
- autodiagnostykę poprzez formowanie zamkniętej pętli nadawczo-odbiorczej,
- funkcje utrzymywania ciągłości pracy podsieci.

Jeden z węzłów podsieci wyznaczony jest jako tzw. monitor. Zadaniem jego jest inicjowanie pracy podsieci, kontrola czasowa przebiegu transmisji, podtrzymywanie pracy systemu w przypadku wykrycia nieprawidłowego przerwania transmisji lub przebiegów jałowych oraz eliminowanie nadmiarowych transmisji.

Transmisja danych zorganizowana jest w postaci ramek o następującym formacie:

token zajęty	adres docelowy	adres źródłowy	pole informacyjne i sterujące	sekwencja kontrolna FCS	token wolny
-----------------	-------------------	-------------------	----------------------------------	-------------------------------	----------------

Rys. 1. Format ramki transmisyjnej

Fig. 1. The size of transmission frame

Przyjęto zmienną długość pola informacyjnego ramki, przy czym maksymalna długość ramki jest ustalona dla sieci i wynosi ona 256 znaków ośmio-bitowych.

Każdy z węzłów ma przyporządkowany odrębny adres, który jednoznacznie identyfikuje węzeł w sieci. Adres źródłowy /nadawczy/ przesyłany jest zawsze po adresie docelowym.

Token zajęty lub wolny pełni tu rolę oznaczniaka początku lub końca ramki i jednocześnie znaku sterującego dostępem do kanału transmisyjnego. Token zajęty różni się od wolnego na jednym bicie. Pole informacyjne stanowi ramkę protokołu X25.LAP.B i jest formowane i wysyłane przez program komunikacyjny komputera. Pewne uproszczenie ramki X25.LAP.B wynika ze specyfiki lokalnej sieci komputerowej.

W związku z tym, że transmisja danych przeznaczonych dla różnych komputerów jest realizowana tym samym kanałem logicznym, adresy komputerów poszczególnych węzłów są wpisywane do pola ADRES ramek X25.LAP.B.

Pole FCS zawiera 16-bitową sekwencję kontrolną stosowaną dla celów kontroli błędów transmisji. Sekwencja ta generowana jest programowo w komputerze węzła nadawczego i przesyłana bezpośrednio za polem informacyjnym. W komputerze węzła odbiorczego na podstawie odebranej ramki łącznie z ciągiem FCS generuje się określoną wg metody CRC sekwencję błędu wskazującą na poprawność odebranej ramki. W przypadku wystąpienia błędu wysyła się żądanie retransmisji ramki do komputera nadawczego. Niezależnie od tego typu kontroli błędów realizuje się odpowiednie procedury detekcji i korekcji błędów za pomocą układów węzłów W1 w podsieci. Sterowanie dostępem do kanału transmisyjnego jest zdecentralizowane i odbywa się według metody "token - passing" zalecanej przez ISO dla sieci lokalnej o konfiguracji pierścieniowej.

Praca podsieci komunikacyjnej odbywa się według określonych cykli, które wyznaczone są przez prawidłowo zakończony obieg ramki w pierścieniowym łączy transmisyjnym.

Wszystkie węzły zawierają bufor pamięciowe utrzymujące w gotowości określone porcje danych do wysłania lub przygotowane do przyjęcia ich z łączy.

Po uruchomieniu systemu wyznaczony węzeł monitor generuje wolny token, który porusza się w łączy aż natrafi na węzeł mający przygotowaną do wysłania ramkę. Węzeł ten zamienia wolny token na zajęty i bezpośrednio za nim wprowadza do łączy szeregowo ciąg ramki. Po wysłaniu ramki oczekuje na zwrotny odbiór całej ramki, po czym, w przypadku odbioru poprawnej ramki wysłanej przez siebie nadaje wolny token, który porusza się w dalszym ciągu w łączy.

Kontrola zwrotnie odebranej ramki odbywa się na zasadzie bezpośredniego porównywania informacji nadanej z odebraną.

Wykrycie błędu w odbiorze zwrotnym swojej ramki powoduje zrealizowanie retransmisji, Wykrycie błędu w czasie pierwszej retransmisji powoduje zrealizowanie drugiej retransmisji. Przyjęto realizację maksymalnie dwóch retransmisji. W czasie transferu ramki w łączy pozostałe węzły są w stanie tzw. powtarzania. Oznacza to, że każdy z nich przepuszcza przesłaną ramkę bez wpływu na przebieg transmisji, badając jednocześnie zawartość pola adresowego. Wykrycie własnego adresu powoduje natychmiast kopiowanie przechodzącej ramki do bufora odbiorczego, pod warunkiem, że jest on wolny.

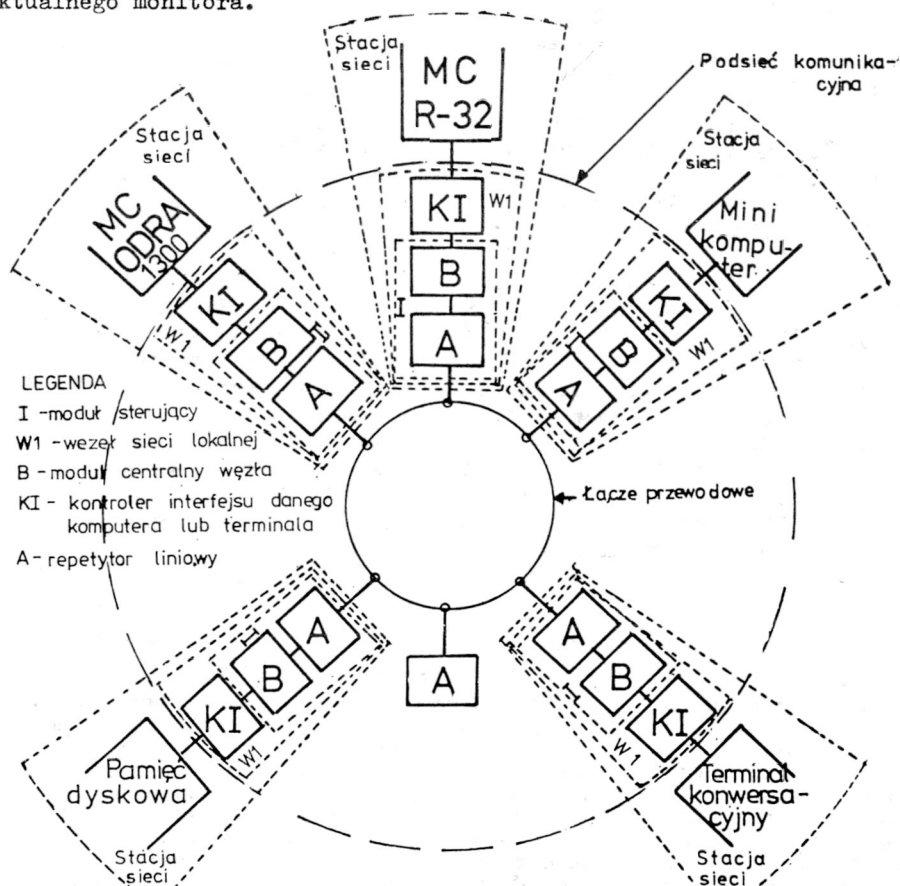
Jeżeli bufor jest zajęty, modyfikowany jest odpowiedni bit stanu w polu ramki. Podobnie rozpoznanie adresu przez docelowy węzeł jest również sygnalizowane na określonym bicie stanu.

Identyfikacja stanu bufora oraz faktu rozpoznania adresu przez dany węzeł służy informowaniu nadawcy o stanie adresata.

Brak jakichkolwiek zmian na wydzielonych bitach stanu oznacza zupełny brak reakcji ze strony węzła adresata i może być interpretowany jako nieaktywność węzła spowodowana na przykład wyłączeniem zasilania lub inną awarią komputera węzła.

W przypadku zajętości bufora adresata węzeł nadawczy realizuje retransmisję na takiej zasadzie, jak w przypadku wystąpienia błędów.

Węzeł nadawczy po zakończeniu cyklu ramki, tj. po wykryciu poprawności przesyłanej ramki lub po drugiej retransmisji nadaje wolny token, po czym przechodzi w stan powtarzania. Węzeł monitor wykonuje pewne dodatkowe funkcje specjalne, które mają na celu przede wszystkim utrzymanie ciągłości pracy podsieci komunikacyjnej i jej dostępności dla użytkowników. Podstawową funkcją monitora jest utrzymywanie aktywności podsieci w przypadku ujawnienia stanu jałowego w kanale transmisyjnym. Stan jałowy występuje wówczas, gdy w łączu zagał token wolny, przez co żaden z węzłów nie może uzyskać dostępu do kanału. Każdy węzeł w podsieci jest potencjalnie przygotowany do przyjęcia roli monitora w przypadku awarii aktualnego monitora.



Rys. 2. Konfiguracja lokalnej sieci komputerowej HADES

Fig. 2. The configuration of local area network HADES

2. Literatura

- 1 M. Bulandra, M. Kwiatkowski, W. Maj: Lokalna Sieć Komputerowa.
- 2 J. Domagała: Założenia techniczno-projektowe budowy węzła W1 lokalnej sieci komputerowej.
- 3 Gardner F: Charge-pump phase-lock loops. IEEE Trans. Comun. Com-28. No 11 /Nov. 1980/.
- 4 H.R. Muller and H. Keller, H. Meyr: Transmission in asynchronous token ring. Local Computer Network. 1982.

The description of the communication subnetwork of Local Area Network HADES

The paper contains a general description of communication subnetwork functionality of the Local Area Network HADES.

The main function of a local area network is integration of many computers and computer devices in local area in one system.

The communication subnetwork comprises the communication devices called nodes and the transmission link. The hardware design and realization of the communication subnetwork has been performed in IASE Wrocław. The configuration of the subnetwork of HADES is the ring type. At the lowest level the communication link comprises a closed ring of cable and the active repeaters. The data transmission in the communication link is synchronous and serial with speed 1,25 Mbit/sec. The link access control is decentralized and is performing according to the "token passing" rule. The communication protocol in the subnetwork assures the data transmission transparency, low error rate and reliable operation of the communication subnetwork. The protocol comprises error detection and correction with the retransmission mechanism.

ОПИСАНИЕ КОММУНИКАЦИОННОЙ ПОДСЕТИ МЕСТНОЙ КОМПЬЮТЕРНОЙ СЕТИ ХАДЕС

Статья содержит общее описание коммуникационной подсети местной компьютерной сети Хадес. Главной обязанностью местной компьютерной сети является сделать возможными коммуникации между многими компьютерами или компьютерными устройствами. Коммуникационная подсеть состоит из узлов и трансмиссионной цепи. Конфигурация коммуникационной подсети является кольцом. Трансмиссионная цепь состоит из рипитеров, связанных электрическим проводом в форме кольца. Управление доступом к трансмиссионной цепи выполняется по методу "токен пассинг". Коммуникационный протокол подсети обеспечивает отчётливость информации, малое количество ошибок и эффективное функционирование сети. Протокол охватывает процедуры детектирования и коррекции ошибок.

sieć komputerowa,
węzeł,
protokół,
pakiet

Iwona DUBIELEWICZ *
Zbigniew FRYŻLEWICZ *
Józef GOETZ *
Krystyna KOLEŚNIK *

PROTOKÓŁ PAKIETOWY W MIĘDZYUCZELNIANEJ SIECI KOMPUTEROWEJ MSK

W pracy opisano implementację protokołu pakietowego X.25/3 w węźle Międzyuczelnianej Sieci Komputerowej MSK. Scharakteryzowano przyjęte założenia, podano rozwiązania niektórych problemów projektowych oraz przedstawiono wyniki pomiarów istotnych charakterystyk węzła, tj. przepustowości węzła i opóźnienia tranzytowego pakietu.

WSTĘP

Protokół pakietowy dla Międzyuczelnianej Sieci Komputerowej (MSK) został zaimplementowany w oparciu o [1]. Zawarta w tym dokumencie specyfikacja protokołu pakietowego wymaga dodatkowych uściśleń, by mogła stanowić podstawę implementacji. Uściślenia dotyczą określenia:

- struktury pola adresowego w pakietach CALL REQUEST/INCOMING CALL,
- zachowania DTE i DCE w warunkach braku odpowiedzi partnera na żądanie/wskazanie kasowania połączenia lub restartu łącza,
- czasów i liczby retransmisji.

Odrębnym problemem, który stanowi źródło różnic w implementacjach protokołu X.25/3, jest wybór zbioru i formatu pakietów akceptowanych przez DTE i DCE, ze zbioru uznanego za kanoniczny, a także zdefiniowanie zbioru realizowanych udogodnień.

Na różnice i jakość implementacji wpływa również sposób rozwiązania następujących problemów projektowych:

- kryteria i algorytm doboru tras w podsieci komunikacyjnej,
- zasada transmisji pakietów w połączeniach międzywęzłowych,
- kryteria i technika sterowania przepływem na styku DTE/DCE i w połączeniach międzywęzłowych,
- gospodarka buforami w węźle,
- zasady komunikacji protokołu pakietowego z poziomem protokołu liniowego i maskowania błędów występujących na poziomie liniowym.

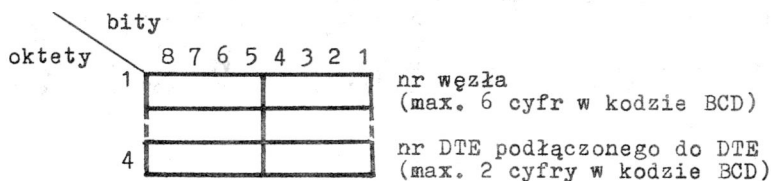
* Politechnika Wrocławska, Centrum Obliczeniowe

Artykuł prezentuje przyjęte w sieci MSK rozwiązania [2] dla wyżej wymienionych problemów. Dodatkowo zawiera również ocenę dokonanej implementacji protokołu pakietowego, tzn. podaje zmierzone, rzeczywiste, podstawowe z punktu widzenia użytkownika sieci, charakterystyki węzła, tj. opóźnienie tranzytowe pakietu i przepustowość węzła w funkcji intensywności ruchu pakietów w węźle.

ZAŁOŻENIA IMPLEMENTACYJNE

Wymagane uściślenia protokołu pakietowego X.25/3 spowodowały przyjęcie następujących założeń realizacyjnych:

- maksymalna długość adresu DTE jest ograniczona do 8 półoktetów, adres ma budowę hierarchiczną, podaną na rys. 1.



Rys. 1. Struktura adresu DTE
Fig. 1. The DTE address structure

- przyjęte czasy retransmisji i liczbę powtórzeń zawiera tab. 1.

Tab. 1. Limity czasowe i limity retransmisji

DCE			DTE		
stan	wielkość limitu czasowego	liczba retransmisji	stan	wielkość limitu czasowego	liczba retrans.
r3	60 s	10	r2	180 s	10
p3	180 s	1	p2	200 s	1
d3	60 s	6	d2	180 s	6
p7	60 s	6	p6	180 s	6

- DCE ustawia kanał logiczny w stan "gotowy", gdy nie ma reakcji DTE, a został wyczerpany limit retransmisji pakietu RESET/CLEAR INDICATION w połączeniu odpowiednio typu PVC/SVC,
- DCE nie doprowadza nigdy do procedury restartu łącza; restart taki jest przeprowadzany tylko na żądanie DTE.

W sieci MSK, DCE generuje i oczekuje od DTE pakietów, których rodzaj i strukturę zawierają odpowiednio tab. 2 i tab. 3. Z udogodnień opisywanych w rekomendacji CCITT, w obecnej wersji oprogramowania węzła, zrealizowano tylko negocjację rozmiarów okien nadawania/odbioru; negocjowanie typu potwierdzeń ma charakter formalny, ponieważ nie jest interpretowane przez DCE - potwierdzenia są zawsze "end-to-end".

Tab. 2. Formaty pakietów generowanych przez DCE

typ pakietu	nagłówek	długość adresów	adres odbiorcy	adres nadawcy	długość ułatwień	ułatwienia	pole przyczyny	pole diagnostyki	dane
INCOMING CALL	w	w	w(4)	w(4)	0	0	-	-	0(16)
CALL CONNECTED	w	0	w(4)	w(4)	0	0	-	-	-
DCE DATA	w	-	-	-	-	-	-	-	0(128)
DCE INTERRUPT	w	-	-	-	-	-	-	-	w(1)
DCE RR/RNR	w	-	-	-	-	-	-	-	-
DCE RESTART/ /CLEAR/ /RESET/ /INTERR.CONF.	w	-	-	-	-	-	-	-	-
DCE RESTART/ /CLEAR/ /RESET INDIC.	w	-	-	-	-	-	w	w	-

Tab. 3. Formaty pakietów akceptowane przez DCE

typ pakietu	nagłówek	długość adresów	adres odbiorcy (DTE calling)	adres nadawcy (DTE calling)	długość ułatwień	ułatwienia	pole przyczyny	pole diagnostyki	dane
CALL REQUEST	w	w	w(4)	o(4)	0	0	-	-	0(16)
CALL ACCEPTED	w	0	0(4)	0(4)	0	0	-	-	-
DTE DATA	w	-	-	-	-	-	-	-	0(128)
DTE INTERRUPT	w	-	-	-	-	-	-	-	w(1)
DTE RR/RNR	w	-	-	-	-	-	-	-	-
DTE RESTART/ /CLEAR/ /RESET/ /INTERR.CONF.	w	-	-	-	-	-	-	-	-
RESTART/ /CLEAR/ /RESET REQUEST	w	-	-	-	-	-	w	0	-

Oznaczenia do tab. 2 i tab. 3

nagłówek ≡ GFI, LOGN, LCN, PTI

w - część obligatoryjna,

w(x) - jak w, nie dłuższa niż 'x' oktetów

0 - część opcjonalna,

0(x) - jak 0, nie dłuższa niż 'x' oktetów

- - nie występuje.

Sposób rozwiązania sygnalizowanych problemów projektowych przedstawiono poniżej.

- Procedura marszrutyzacji została zrealizowana przy pojedynczym kry-

terium istnienia fizycznie sprawnego łącza w kierunku odbiorcy. Ponieważ topologia całej sieci jest znana (i dla MSK bardzo prosta), w momencie generacji oprogramowania, procedura marszrutyzacji należy więc do klasy stałych dróg z połączeniami alternatywnymi.

- Protokół międzywęzłowy zbudowano w oparciu o zasadę utrzymywania połączenia logicznego na stałej drodze fizycznej. Identyfikacja drogi przepływu wymaga rozszerzenia pakietu o nagłówek adresowy, który łącznie z pakietem tworzy tzw. semidatagram [4]. Droga przepływu dla danego połączenia logicznego jest ustalana w momencie przesyłania semidatagramu z pakietem CALL REQUEST.
- Ponieważ w istniejącej wersji protokołu zaimplementowano tylko potwierdzenie "end-to-end", nie było potrzeby budowania wewnątrzsieciowego (tj. DCE-DCE) protokołu oraz ustalania zasad sterowania przepływem. W rezultacie przepływ do sieci jest kontrolowany tylko na styku DTE/DCE i jest ograniczony przez potwierdzenia DTE-odbiornika przesyłane do sieci.
- Gospodarka buforami w węźle została zorganizowana w oparciu o model znany [5] jako strukturalna pula buforów z minimalną alokacją. Gospodarka ta jest prowadzona przede wszystkim na poziomie protokołu liniowego. Cały ruch pakietów w węźle jest podzielony na klasy ruchu, których liczba jest równa liczbie linii wejściowych. Napływające ramki (także z pakietami) są akumulowane w buforach cyklicznych o pojemności 512 bajtów (alokacja minimalna). Bufory są obsługiwane cyklicznie i współzawodniczą o bufory z puli wolnych buforów. W puli wolnych buforów zdefiniowano dwie granice. Osiągnięcie dolnej granicy wolnych buforów n_D powoduje generowanie ramek RNR i wstrzymywanie napływu danych do węzła. Osiągnięcie górnej granicy wolnych buforów n_G powoduje generowanie ramek RR i ponowny napływ ramek do węzła. Zaletą tego modelu jest jego prostota. Model jest też wystarczający dla jednakowej szybkości transmisji linii dochodzących do węzła, co obowiązuje dla obecnej realizacji sieci MSK.
- Poziom protokołu liniowego maskuje wszystkie stany chwilowego zablokowania transmisji pakietów. W przypadku trwałego stanu awarii łącza z poziomu protokołu liniowego jest wywoływana procedura kasowania/zerowania wszystkich połączeń odpowiednio SVC/PVC, istniejących w danym węźle i wykorzystujących uszkodzone łącze na swojej drodze. Informacja do użytkownika tego połączenia jest przesyłana w polach przyczyny i diagnostyki odpowiednich pakietów.

OCENA IMPLEMENTACJI

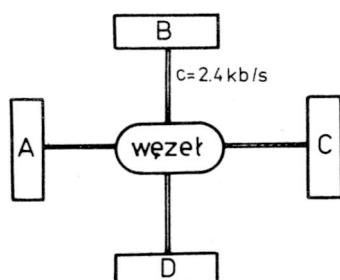
Istnieje wiele kryteriów, a tym samym wiele miar oceny pracy sieci komputerowej i/lub jej komponentów. Do najbardziej rozpowszechnionych

miar oceny jakości pojedynczego węzła należą charakterystyki:

- przepustowości [absolutnej, znormalizowanej],
- opóźnienia tranzytowego pakietu [absolutnego, znormalizowanego],
- mocy.

Dla wyznaczenia tych charakterystyk w całym przedziale intensywności ruchu na liniach do/z węzła konstruuje się zwykle specjalne narzędzia pomiarowe i opracowuje metodologię pomiaru [3].

Węzeł sieci MSK został poddany takim pomiarom w konfiguracji przedstawionej na rys. 2. Otrzymane charakterystyki dla ruchu modelującego przesyłanie zbiorów i pracę interakcyjną przedstawiono na rys. 3,4,5.

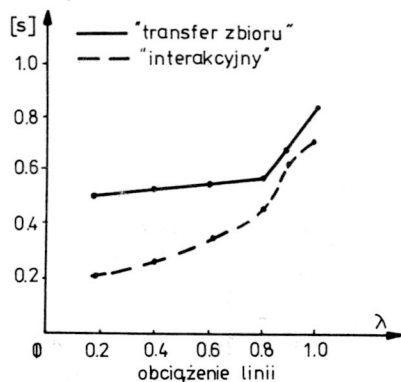


Rys. 2. Konfiguracja pomiarowa

A,B,C,D - hosts

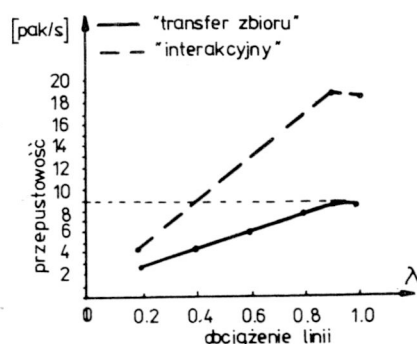
Fig. 2. The measurements configuration

A,B,C,D - hosts



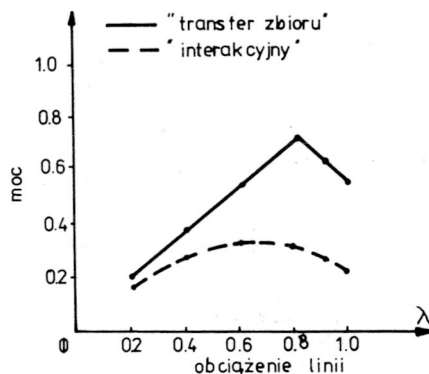
Rys. 4. Opóźnienie tranzytowe pakietu w funkcji intensywności ruchu λ

Fig. 4. The transit packet delay vs. λ



Rys. 3. Przepustowość węzła w funkcji intensywności ruchu λ

Fig. 3. The node throughput vs. λ



Rys. 5. Charakterystyka mocy węzła

Fig. 5. The node power characteristic vs. λ

Zmierzona przepustowość węzła wraz z odnośną charakterystyką opóźnienia tranzytowego pozwala stwierdzić, że węzeł sieci MSK należy do pierwszej generacji tego typu produktów. W chwili obecnej, w sieciach komputerowych w świecie wchodzi do eksploatacji węzły o przepustowościach absolutnych większych od 10 tys. pakietów/s (przy pakietach o porównywalnej długości). Węzły te są nazywane węzłami 3 generacji. W węśle MSK interesujące dane podaje charakterystyka mocy. Jest ona funkcją osiagającą maksimum, a więc istnieje optymalny, z punktu widzenia użytkownika, zakres pracy węzła ($\lambda \leq 0.8$).

ZAKOŃCZENIE

W opracowaniu scharakteryzowano zrealizowaną w sieci MSK wersję protokołu pakietowego. W wersji tej DCE realizuje usługi nieco szersze niż podstawowe. Wydaje się, że modernizacja oprogramowania węzła i rozszerzenie wersji protokołu zarówno w DTE jak i DCE będzie nieuchronne. W pierwszym etapie modernizacja winna obejmować:

- realizację dynamicznego mechanizmu sterowania typem potwierdzeń (przez bit D),
- realizację udogodnienia negocjowania klasy przepustowości w zakładanym połączeniu logicznym,
- realizację udogodnienia negocjowania długości pakietów danych przesyłanych przez styk DTE/DCE.

Skorelowana z modernizacją oprogramowania, modernizacja elementów hardware'owych węzła i jego otoczenia (adapтеры liniowe i linie łączności) powinna przynieść w rezultacie polepszenie charakterystyk użytkowych węzła, a w wartościach wskaźników ilościowych przesunąć nowy węzeł do produktów 2 generacji.

Literatura

1. Draft Revised Recommendation X.25 Introduction and Packet Level, Study Group VII - Contribution No. 439, CCITT, Nov. 1979
2. Dubielewicz I., Fryźlewicz Z., Goetz J., Kolesnik K., Protokół Pakietowy w Międzyuczelnianej Sieci Komputerowej, Raporty Centr. Oblicz., seria PRE 2/82
3. Dubielewicz I., Fryźlewicz Z., Kolesnik K., Komorowski W., Performance Measurements of the Communication Network Node, COMNET 85 - Services Conveyed by Computer Network, Working Papers, John von Neumann, Society for Computing Sciences, Budapest, Hungary 1985, pp 7.102 - 7.117
4. Fryźlewicz Z., Protokół pakietowy w sieci komputerowej MSK, Prace Naukowe Centrum Obliczeniowego Politechniki Wrocławskiej, Studia i Materiały Nr 2, 1983
5. Irland M. Buffer Management in a packet switch, IEEE Trans. Commun, vol. COM-26, Mar 1978, pp 328-337

THE PACKET LEVEL PROTOCOL IN THE MSK COMPUTER NETWORK

The implementation of the X.25/3 packet protocol level in the University Computer Network (MSK) is presented in the paper. The solution of the main project problems connected with the node operation is briefly described. Additionally the results of the measurements of the node main characteristics i.e. the throughput and the packet transition delay in the function of the lines load are given.

ПАКЕТНЫЙ ПРОТОКОЛ В МЕЖДУВУЗОВСКОЙ СЕТИ ВЫЧИСЛИТЕЛЬНЫХ
МАШИН

В статье представляется реализацию протокола пакетного уровня **X.25/3** в узле Межвузовской Сети Вычислительных Машин **MSK**. Описывается также результаты измерений основных характеристик узла сети **MSK**, которые делают возможной качественную оценку узла.

sieć komputerowa,
transfer zbioru,
teoria kolejek,
ocena działania

Artur DUBIELEWICZ*, Janusz RATAJCZAK*

KOLEJKOWY MODEL STACJI TRANSFERU ZBIORÓW W WARUNKACH WYSTĘPOWANIA USZKODZEŃ

W pracy przedstawiono kolejkowy model Stacji Transferu Zbiorów sieci komputerowej, w którym uwzględniono występowanie uszkodzeń nie powodujących zerwania połączenia pomiędzy komputerami. Rozwiązanie modelu pozwoliło na wyznaczenie współczynników charakteryzujących działanie Stacji podczas transmisji zbioru takich jak: wykorzystanie Stacji; straty wynikłe z uszkodzeń i wysyłania rekordów kontrolnych (znaczników) oraz dobranie częstości wysyłania znaczników maksymalizującej wykorzystanie Stacji. Otrzymane wyniki omówiono i zilustrowano wykresami.

1. WPROWADZENIE

Jedną z usług dostarczanych przez sieć komputerową użytkownikom jest transmisja zbioru danych. Wystąpienie uszkodzenia w czasie przesyłania zbioru powoduje, że należy powtórzyć transmisję pewnej części tego zbioru danych. W sieci komputerowej powtórne transmisje mogą być realizowane przez różne warstwy sieci [4], w zależności od powstałych skutków uszkodzenia. Na poziomie transmisji zbioru danych uszkodzenia sieci można podzielić na uszkodzenia przerywające połączenie pomiędzy komputerami bądź nieprzerywające tego połączenia. W pierwszym przypadku, w celu wznowienia transmisji konieczne jest powtórne nawiązanie połączenia oraz wynegocjowanie warunków retransmisji. W drugim wystarczy uzgodnić numer rekordu, od którego będzie kontynuowana dalsza transmisja zbioru. Uzgodnienie takie jest możliwe w przypadku, gdy co pewną, ustaloną liczbę rekordów wysłany jest specjalny rekord - tzw. znacznik. Odebranie znacznika jest potwierdzane. Wówczas, po uszkodzeniu wznowienie transmisji rekordów następuje od ostatniego potwierdzonego znacznika.

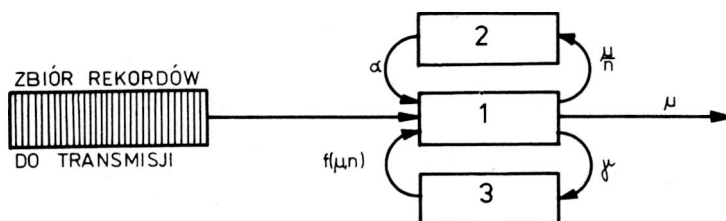
W pracy przedstawiono kolejkowy model działania Stacji Transferu Zbiorów STZ [2] dla Międzyuczelnianej Sieci Komputerowej [1]. Rozwiązanie modelu pozwoliło na wyznaczenie współczynnika wykorzystania Stacji Transferu Zbiorów oraz optymalnej częstości wysyłania znaczników, przy której

* Politechnika Wrocławska, Centrum Obliczeniowe

współczynnik wykorzystania jest maksymalny. Otrzymane wyniki zilustrowano wykresami oraz przedyskutowano ich wykorzystanie w uruchamianej Stacji Transferu Zbiorów.

2. MODEL STACJI TRANSFERU ZBIORÓW

Model działania Stacji Transferu Zbiorów prowadzącej pojedynczą transmisję w warunkach występowania uszkodzeń sieci nie rozłączających połączenia przedstawiono na rysunku 1.



Rys. 1. Model działania Stacji Transferu Zbiorów
Fig. 1. The File Transfer Station model

Proces wysyłania rekordu zbioru w sieć ma rozkład wykładniczy o intensywności μ . Po n wysłanych rekordach danych wysyłany jest znacznik. Czas wysłania znacznika ma rozkład wykładniczy o wartości średniej $\frac{1}{\alpha}$. W czasie trwania transmisji zbioru mogą wystąpić uszkodzenia, w wyniku których powtórnie należy przesłać rekordy począwszy od ostatniego znacznika. Założono, że uszkodzenia mogą również wystąpić w czasie powtarzania transmisji rekordów, co powoduje konieczność kolejnych powtórek. Strumień uszkodzeń ma rozkład wykładniczy o intensywności γ . Dodatkowo zakłada się, że informacja o wystąpieniu uszkodzenia jest natychmiastowa.

Z rysunku 1 widać, że podczas transmisji zbioru Stacja Transferu Zbiorów może realizować jedną z trzech funkcji:

- wysyłanie kolejnych rekordów danych - transmisja pierwotna (1);
- wysyłanie znacznika (2);
- powtórzenie wysyłania rekordów danych po wystąpieniu uszkodzenia - transmisja wtórna (3).

Realizacja powyższych funkcji może się wzajemnie przeplatać, zatem w celu określenia kolejno realizowanej operacji wprowadzono pojęcie stanu Stacji Transferu Zbiorów. Stan STZ w dowolnej chwili jest określony przez parę (j, i) , gdzie i jest liczbą rekordów przesłanych od ostatniego znacznika, $i=0, 1, \dots, n$, a j jest liczbą rekordów, które należy przesłać powtórnie po wystąpieniu uszkodzenia, $j=1, 2, \dots, n$. Jeżeli $j=0$, to oznacza, że prowadzona

Prawdopodobieństwo wystąpienia zdarzenia, że prowadzona jest pierwotna transmisja zbioru danych, tzn. gdy STZ znajduje się w stanach $(0, i)$ wynosi:

$$P(0, i) = \begin{cases} \frac{\alpha}{n\alpha + \mu} \left(1 + \frac{1}{\delta}\right)^{-i} & \text{dla } i = 0, 1, \dots, n-1 \\ \frac{\mu}{n\alpha + \mu} \left(1 + \frac{1}{\delta}\right)^{-i} & \text{dla } i = n \end{cases} \quad (2)$$

gdzie $\delta = \frac{\mu}{\alpha}$.

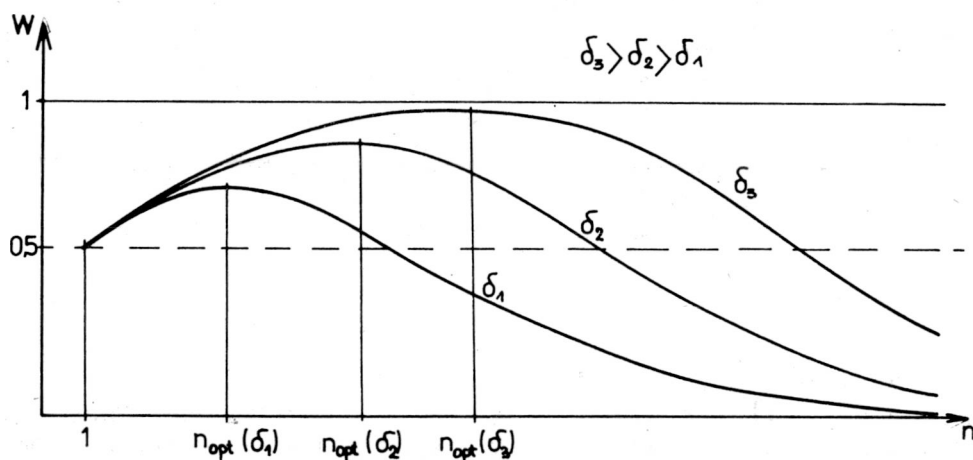
Mając określone prawdopodobieństwa (2) można obliczyć współczynnik wykorzystania Stacji Transferu Zbiorów, określane jako prawdopodobieństwo pierwotnej transmisji rekordu :

$$W = \sum_{i=0}^{n-1} P(0, i) = \frac{\alpha}{n\alpha + \mu} \sum_{i=0}^{n-1} \left(1 + \frac{1}{\delta}\right)^{-i} \quad (3)$$

Po wprowadzeniu oznaczenia $k = \frac{\mu}{\alpha}$ otrzymano:

$$W = \frac{\delta + 1}{n + k} \left(1 - \left(\frac{\delta}{\delta + 1}\right)^n\right). \quad (4)$$

Przy ustalonym parametrze δ , reprezentującym własności Stacji, zależność między współczynnikiem wykorzystania W (4) a częstością powtarzania znaczników przedstawiono na rysunku 3.



Rys. 3. Wykres zależności współczynnika wykorzystania Stacji od częstości wysyłania znaczników

Fig. 3. The File Transfer Station utilization coefficient diagram

Z powyższego wykresu wynika, że dla ustalonego δ istnieje optymalna częstość wysyłania znaczników n_{opt} maksymalizująca wykorzystanie czasu

pracy Stacji Transferu Zbiorów dla prowadzenia transmisji pierwotnej zbioru danych. Jednocześnie n_{opt} minimalizuje straty czasu związane z wystąpieniem awarii w sieci komputerowej.

4. UWAGI KOŃCOWE

W artykule zaprezentowano model Stacji Transferu Zbiorów, który umożliwia przeprowadzenie oceny jej funkcjonowania w przypadku wystąpienia uszkodzeń nie powodujących przerwania połączenia pomiędzy komputerami. Z analizy modelu wynika, że dla każdej prowadzonej transmisji zbioru można wyznaczyć optymalną częstość n wysyłania znaczników przy której wykorzystanie czasu pracy Stacji jest maksymalne. Możliwość wyznaczenia n_{opt} poprzez znajomość parametrów γ i μ charakteryzujących odpowiednio łącze, po którym prowadzona jest transmisja oraz rozmiar rekordów zbioru, pozwala na zastąpienie dotychczasowego, intuicyjnego sposobu określania wartości n metodą analityczną.

LITERATURA

1. Bilski E., Projekt techniczno funkcjonalny Międzyuczelnianej Sieci Komputerowej /MSK/, Część 1. Zasoby techniczne, ICT POL. WR. Raport serii SPR Nr 15/82, Wrocław 1982.
2. Dubielewicz A., i inni, Stacja Transferu Zbiorów, Część I i II, Centrum Obliczeniowe POL. WR. Raporty serii SPR Nr 34/82 i 4/33, Wrocław 1982 i 1983.
3. König D., Stoyan D., Metody teorii obsługi masowej, WNT, Warszawa 1979
4. ISO, Information Processing Systems - Open Systems Interconnection - Basic Reference Model, IS 7498, 1984.

THE FILE TRANSFER STATION QUEUING MODEL UNDER FAULTS OCCURANCE

In the paper, the File Transfer Station queuing model of a computer network with faults which do not break interconnection between computers, is presented. Basing on the solution of the proposed model one can compute some coefficients characterizing transmission of a file by the Station. These coefficients are the utilization of the Station, the waste time for retransmission of failed records and sending marks. The optimal frequency of sending marks is also computed. Obtained solution of the model is exemplified.

ОЧЕРЕДНАЯ МОДЕЛЬ СТАНЦИИ ПЕРЕДАЧИ ФАЙЛОВ
В УСЛОВИЯХ НАЛИЧИЯ ПОВРЕЖДЕНИЙ

В статье представлена очередная модель Станции Передачи Файлов (СПФ) для вычислительной сети, в которой учтено выступание повреждений, не причиняющихся к прекращению связи между вычислительными системами. Решение модели даёт возможность осуществить коэффициенты, характеризующие передачу файлов (такие как: использование СПФ, потери из-за сбоев сети и т.д.), а также вычисления частоты передачи маркеров, максимизирующей коэффициенты использования СПФ.

lokalna sieć komputerowa,
model kolejkowy,
model symulacyjny

Adam GRZECH *

MODEL KOLEJKOWY STACJI LOKALNEJ SIECI KOMPUTEROWEJ O STRUKTURZE MAGISTRALOWEJ Z DOSTĘPEM SWOBODNYM

W pracy przedstawiono model kolejkowy stacji lokalnej sieci komputerowej o strukturze magistralowej z dostępem swobodnym. Podstawą modelu kolejkowego jest wyróżnienie w oprogramowaniu stacji trzech różnych poziomów funkcjonalnych: poziomu procesów użytkowych, poziomu sterowania systemem komunikacji i poziomu sieci komunikacji. Każdy z wymienionych poziomów modelowany jest jako system M/M/1 ze strategią obsługi - FIFO. Przedstawiany model będzie wykorzystany do badań i dydaktyki w zakresie lokalnych sieci komputerowych.

1. WSTĘP

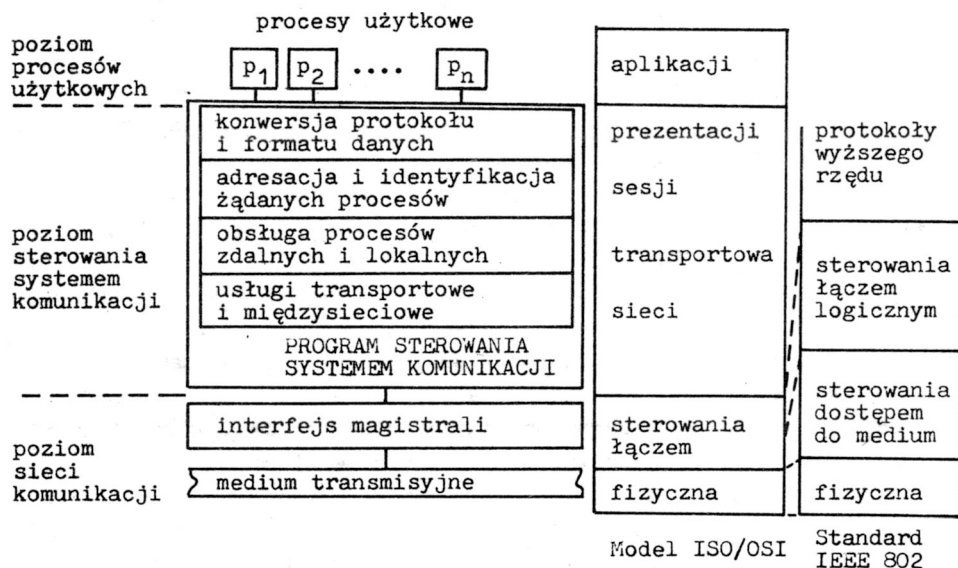
Wykorzystywanie modeli analitycznych i symulacyjnych do badania systemów transmisji danych ma uzasadnienie poznawcze i ekonomiczne. Umożliwia poznanie i badanie wzajemnych ilościowych i jakościowych zależności pomiędzy procesami zachodzącymi w systemie, stanowiąc jednocześnie podstawę do poszukiwania rozwiązań optymalnych. Znaczenie tego typu badań wzrosło z chwilą upowszechnienia sieci komputerowych wykorzystujących techniki komutacji pakietów, a spowodowane zostało koniecznością dokładnego poznania wpływu złożonych mechanizmów sterowania przepływem na jakość pracy sieci komputerowej [4,6].

Analiza działania sieci komputerowych (globalnych i lokalnych) wymaga istnienia odpowiednich narzędzi pozwalających na opis i porównywanie istniejących lub projektowanych rozwiązań sieciowych. Podstawą do prowadzenia oceny rozwiązań są modele analityczne lub/i symulacyjne. Modele analityczne z reguły wykorzystywane są do opisu ograniczonych fragmentów sieci lub pojedynczych mechanizmów stosowanych w sieci (np. mechanizmów sterowania przepływem, mechanizmów przydziału pamięci, itd). Znajdują także zastosowanie do badań wybranych, globalnych charakterystyk sieci. Do modelowania bardziej złożonych procesów i struktur sieciowych, do opisu których metody analityczne są mniej przydatne, wykorzystywane są modele symulacyjne. W pewnych uzasadnionych przypadkach wykorzystywane są modele hybrydowe, tzn. analityczno-symulacyjne [3].

* Politechnika Wrocławska, Instytut Sterowania i Techniki Systemów

2. STACJE LOKALNEJ SIECI KOMPUTEROWEJ

Lokalna sieć komputerowa jest systemem rozproszonego przetwarzania danych, składającym się z szeregu autonomicznych, komunikujących się między sobą stacji ogólnego przeznaczenia lub/i specjalizowanych. Przez stację ogólnego przeznaczenia rozumiemy komputer spełniający rolę komputera obliczeniowego i pełniącego funkcje sterujące dla realizowanych w stacji procesów użytkowych i usługowych. Integralną częścią stacji sieci jest interfejs magistrali. Oprogramowanie stacji umożliwia komunikację między procesami biegnącymi w tej samej lub różnych stacjach sieci. W pierwszym przypadku wzajemna komunikacja procesów zachodzi z pominięciem sieci komunikacji danych. Funkcje spełniane przez oprogramowanie stacji pozwalają na wyróżnienie w nim trzech poziomów funkcjonalnych: poziomu procesów użytkowych, poziomu sterowania systemem komunikacji i poziomu sieci komunikacyjnej [3]. Wymienione trzy poziomy funkcjonalne są ściśle związane z funkcjami przewidzianymi dla warstw modelu odniesienia ISO/OSI i Standardu IEEE 802 [10] (Rys. 1). Ścisłe powiązanie z modelem odniesienia ISO/OSI, bez implementacji pełnego zakresu proponowanych tam funkcji, uzasadnione jest względami technicznymi i funkcjonalnymi [7]. Każdy z wymienionych poziomów zapewnia określoną obsługę przekazywanych w sieci lokalnej wiadomości.

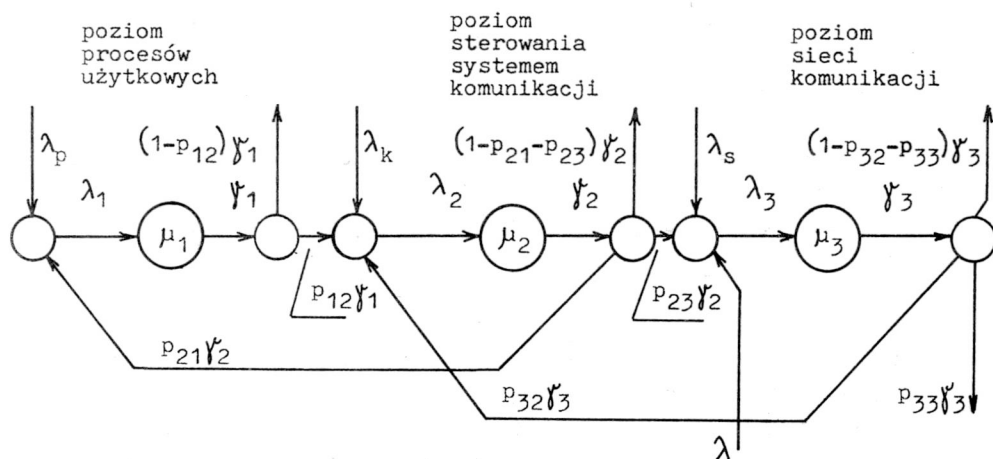


Rys. 1. Poziomy funkcjonalne oprogramowania stacji sieci
Fig. 1. Functional layers of the network's station operation system

Na poziomie sterowania systemem komunikacji wiadomości generowane przez procesy użytkowe są przygotowywane do transmisji w sieci komunikacji. Przygotowanie to obejmuje między innymi konwersję, identyfikację, adresowanie, segmentację itd [1,5]. Podobnie na poziomie tym obsługiwane są informacje odbierane z systemu komunikacji i przeznaczone dla procesów użytkowych. Zadaniem poziomu sieci komunikacyjnej jest niezawodne przesłanie informacji przygotowanych na poziomie wyższym i poprawne odebranie informacji adresowanych do danej stacji.

3. MODEL KOLEJKOWY STACJI SIECI LOKALNEJ

Model stacji lokalnej sieci komputerowej zawiera trzy stacje obsługi: jedną dla poziomu procesów użytkowych, jedną dla poziomu sterowania systemem komunikacji i jedną dla poziomu sieci komunikacji (Rys.2). Każda ze stacji obsługi obsługuje strumień informacji wewnętrznej (generowane przez dany poziom) i informacji zewnętrznej (generowane przez poziomy sąsiednie danego poziomu).



Rys. 2. Model kolejkowy stacji
Fig. 2. Queueing model of the station

Zakładamy, że stacje obsługi obsługują napływające zgłoszenia według strategii FCFS oraz że są one modelowane jako stacje M/M/1 [2]. Zakładamy ponadto, że zgłoszenia napływające do kolejek, w których oczekują na obsługę, są traktowane jednakowo, niezależnie od źródła tego zgłoszenia. W przypadku rozbudowania proponowanego modelu można uwzględnić, na przykład, priorytety zgłoszeń pochodzących z poziomów wyższych (nadawanie) lub niższych (odbiór).

Dla przyjętego modelu w stanie ustalonym użyte oznaczenia (Rys. 2) mają

następujące znaczenie:

- λ_p - intensywność napływu zgłoszeń od procesów użytkowych,
- λ_k - intensywność napływu zgłoszeń wytwarzanych na poziomie sterowania systemem komunikacji (przez procesy usługowe),
- λ_s - intensywność napływu zgłoszeń wytwarzanych na poziomie sieci komunikacyjnej (przez procesy usługowe),
- λ_1 - intensywność sumarycznego strumienia zgłoszeń (suma strumienia zgłoszeń od procesów użytkowych i strumienia zgłoszeń pochodzących z poziomu sterowania systemem komunikacji),
- λ_2 - intensywność sumarycznego strumienia zgłoszeń pochodzących z poziomu procesów użytkowych, z poziomu sieci komunikacyjnej i zgłoszeń generowanych przez procesy usługowe na poziomie sterowania systemem komunikacji,
- λ_3 - intensywność strumienia zgłoszeń, na który składają się: strumień zgłoszeń generowanych przez procesy usługowe na poziomie sieci komunikacyjnej i strumień zgłoszeń odbieranych z sieci transmisji,
- λ - intensywność strumienia zgłoszeń odbieranych z innych stacji sieci. Część strumienia zgłoszeń opuszczającego pierwszą stację obsługi - $p_{12}\gamma_1$ jest przekazywana do stacji obsługi poziomu sterowania systemem komunikacji, podczas gdy pozostała część - $(1 - p_{12})\gamma_1$ zostaje przekazana do procesów użytkowych.

Strumień zgłoszeń wychodzących z drugiej stacji obsługi dzielony jest na strumienie przekazywane do stacji obsługującej poziom procesów użytkownika - $p_{21}\gamma_2$, do stacji obsługującej poziom sieci komunikacyjnej - $p_{23}\gamma_2$ oraz do procesów usługowych na poziomie sterowania systemem komunikacji - $(1 - p_{21} - p_{23})\gamma_2$.

Ze strumienia γ_3 wydzielane są trzy strumienie: pierwszy - $p_{32}\gamma_3$, przekazywany jest do stacji obsługi poziomu sterowania systemem komunikacji, drugi - $p_{33}\gamma_3$, do poziomu sieci komunikacyjnej a trzeci - $(1 - p_{32} - p_{33})\gamma_3$, do kanału transmisyjnego.

Wydzielenie strumieni informacji w strumieniach generowanych przez stacje obsługi pozwala na analizę tych zachowań stacji, które w danym momencie są interesujące. Możliwe inne podziały powodują zmianę w interpretacji i analizie.

Przez μ_1 , μ_2 i μ_3 oznaczono intensywność obsługi zgłoszeń przez stacje na kolejnych poziomach.

4. ZALEŻNOŚCI POMIĘDZY WIELKOŚCIAMI WYSTĘPUJĄCYMI W MODELU.

W stanie ustalonym, przy założeniu niezależności poszczególnych strumieni występujących w modelu oraz braku odrzuceń w kolejkach do stacji obsługi (kolejki o nieograniczonej pojemności), zależności pomiędzy

poszczególnymi strumieniami sprowadzają się do równań równowagi, tzn. równości sum wejść i wyjść oraz ich interpretacji. Dla przykładu, równania równowagi dla stacji obsługi na poziomie sieci komunikacji mają następującą postać:

$$\begin{cases} p_{23} \gamma_2 + \lambda_s = (1 - p_{32} - p_{33}) \gamma_3 \\ \lambda = p_{32} \gamma_3 + p_{33} \gamma_3 \end{cases}$$

Oznacza to, że wszystkie pakiety (wiadomości) wytworzone na poziomie sieci komunikacji oraz pakiety wytworzone na poziomie sterowania systemem komunikacji, a przeznaczone do transmisji, zostają wysyłane do innych stacji. Drugie równanie oznacza, że wszystkie pakiety odebrane z innych stacji za pośrednictwem kanału transmisyjnego są pakietami użytkowymi - (p_{32}) lub roboczymi - (p_{33}), przekazywanymi odpowiednio do poziomów sterowania systemem komunikacji i sieci komunikacji.

Podobne równania równowagi mogą być zapisane dla pozostałych dwóch poziomów. Jak można się zorientować z przytoczonego wyżej przykładu istotne dla modelu i jego interpretacji są prawdopodobieństwa, z jakimi dzielone są strumienie wyjściowe stacji obsługi. I tak np. stosunek - ($p_{32} + p_{33}$) / ($1 - p_{32} - p_{33}$), może być interpretowany jako stosunek strumieni wejściowego do wyjściowego stacji i odzwierciedla typ stacji, którą na tej podstawie można zaliczyć do jednej z trzech kategorii: przewaga nadawania nad odbiorem, równowaga, przewaga odbioru nad nadawaniem. Podobnie, stosunek - (p_{32}/p_{33}), odzwierciedla udział pakietów użytkowych w strumieniu odbieranym z kanału transmisyjnego. Ilustracją tego ostatniego jest różny udział informacji sterujących dla transmisji w trybie połączeniowym i bezpołączeniowym wg Standardu IEEE 802 [10]. Dane do modelu (intensywności, prawdopodobieństwa, czasy obsługi) mogą pochodzić z pomiarów rzeczywistych stacji lub mogą być zadawane. Odpowiada to różnym scenariuszom korzystania z modeli w ogóle, a przedstawianego w szczególności [6].

Rezultaty badań modelowych, po to, aby mogły być podstawą analizy i porównań dla różnych parametrów modelu i strumieni informacji, muszą być uwzględnione w syntetycznych miarach oceniających działanie stacji. W dostępnej literaturze można spotkać wiele różnych miar jakości działania stacji, takich jak: udział informacji roboczych w całym strumieniu informacji transmitowanej, opóźnienie transmisji wnoszone przez stację, przepustowość stacji, moc, itd. [2,6].

Istotnym problemem w modelowaniu pracy stacji sieci lokalnej jest modelowanie strumienia wejściowego do stacji (λ), który zależy od liczby stacji korzystających z tego samego kanału transmisyjnego i ruchu generowanego przez te stacje oraz modelowanie dostępu do medium transmisyjnego. Przyjęcie metody CSMA/CD jako metody dostępu powoduje, że istotne jest uwzględnienie globalnej liczby stacji sieci i generowanego przez nie

5. ZAKOŃCZENIE

Przedstawiony w zarysie model kolejkowy stacji lokalnej sieci komputerowej o strukturze magistralowej z dostępem swobodnym jest wykorzystywany do opracowania modelu symulacyjnego. Będzie wykorzystywany do badań stacji lokalnej sieci komputerowej NETEX. Modularność przygotowywanego oprogramowania pozwoli na wprowadzenie zmian i uzupełnień w miarę uwzględniania różnych od przedstawionych, modyfikacji modelu.

6. LITERATURA

1. L.Borzemski, Z.Bubnicki, A.Grzech, A.Kasprzak, L.Koszałka, "Projekt architektury lokalnej sieci komputerowej NETEX - zastosowania usługi, funkcje", Raport ISTS PWr. Nr 2, 1985.
2. S.R.Gros "Aperformance analysis of the local area network COSY", Applied Informatics, No. 7, 1984.
3. H.Inose "An introduction to digital integrated communications systems", University of Tokyo Press, 1979.
4. K.H.Kellermayr "Simulation of local area computer networks", Systems Analysis and Simulation 1985, Akademie-Verlag, Berlin.
5. D.N.Murray, P.H.Hnslowth "An eksperimental study of the performance of a local area network", IEEE Communications Magazine, Vol. 22, No. 11, November 1984.
6. M.Reiser "Performance evaluation of data communication systems", Proceedings of the IEEE, Vol. 70, No. 2, February 1982.
7. N.Schneidewind "Interconnecting local networks to long-distance networks", Computer, Vol. 16, No. 9, September 1983.
8. F.A.Tobagi, M.Gerla, R.W.Peebles, E.G. Manning "Modelling and measurement techniques in packet communication networks". Proceedings of the IEEE, Vol. 66, No. 11, November 1978.
9. F.A.Tobagi, V.B.Hunt "Performance analysis of Carrier Sense Multiple Access with Collision Detection", Computer Networks No. 4, 1980.
10. IEEE Project 802. A status report. Draft B.October 1981.

QUEUEING MODEL OF STATION IN BUS-TYPE COMPUTER LOCAL AREA NETWORK WITH PROBABILISTIC ACCEST METHOD

In the paper, a queueing model of bus-type computer local area network's station is briefly introduced. The queueing model is based on the idea, that in the station's software three different layers are distinguished, namely: users processes layer, communication system control's layer and communication network's layer. All of them are modelled as a M/M/1 service station with FIFO service discipline. The proposed model has been designed to be used in research and education.

ОЧЕРЕДНАЯ МОДЕЛЬ СТАНЦИИ МАГИСТРАЛЬНОЙ ЛОКАЛЬНОЙ ТЕЛЕИНФОРМАЦИОННОЙ СЕТИ С ВЕРОЯТНОСТНЫМ ДОСТУПОМ

Представлена очередная модель магистральной локальной телеинформационной сети, в которой применяется процедура вероятностного доступа к каналу связи общего пользования. Эта модель разработана на основе выделения в программном обеспечении станции трёх различных функциональных уровней: процессов потребителя, управления системой связи и сети связи. Каждый из этих уровней моделирован как система M/M/1, работающая в режиме обслуживания FCFS.

sieć SYNKOM,
terminale serii V

Henryk GUT*

ZASADY WSPÓŁPRACY SYNCHRONICZNYCH
URZĄDZEŃ KOŃCOWYCH TRANSMISJI DANYCH "SERII V" Z
KRAJOWĄ SYNCHRONICZNĄ KOMUTOWANĄ SIECIĄ
TELEINFORMATYCZNĄ SYNKOM

Krajowa sieć teleinformatyczna SYNKOM projektowana jest pod kątem obsługi terminali z interfejsem X.21.CCITT. Ponieważ w chwili jej uruchomienia eksploatowana będzie jeszcze duża liczba terminali ze stykiem modemowym S2, różnym od styku X.21, powstał problem dołączenia ich do sieci SYNKOM. Problem ten rozwiązano w ten sposób, że pomiędzy terminal z stykiem S2, a urządzenie zakończeniowe sieci SYNKOM wstawione będzie urządzenie pośredniczące, pełniące funkcję adaptera procedur sygnalizacyjnych.

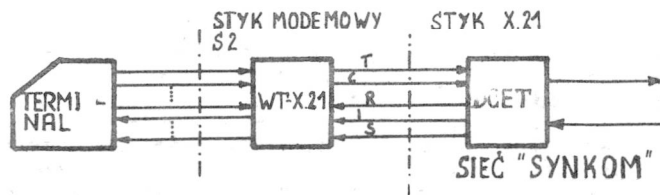
1. UWAGI WSTĘPNE

W ostatnich latach, w Zakładzie Teleinformatyki Instytutu Łączności w Warszawie i w kooperujących z nim jednostkach gospodarczych opracowano koncepcję ogólną i projekt rozwoju krajowej synchronicznej komutowanej sieci teleinformatycznej SYNKOM [3]. Według koncepcji tej, sieć "SYNKOM" przewidziana jest głównie dla obsługi terminali synchronicznych kategorii 2-6 wg. Zał. X.2.CCITT [4] nowego typu, tzn. wyposażonych w interfejs znormalizowany Zał. X.21 CCITT [4]. Jest oczywistym, że w chwili jej uruchomienia eksploatowana będzie jeszcze duża liczba dwuplexowych terminali synchronicznych starego typu, tzn. terminali wyposażonych w styk modemowy S2 i tym samym przystosowanych do współpracy z siecią telefoniczną w trybie pracy ręcznego lub automatycznego nawiązywania połączenia. Ponieważ w czasie eksploatacji sieci teleinformatycznej nieekonomicznym byłoby dalsze korzystanie tej klasy terminali z usług sieci telefonicznej przyjęto, że terminale te będą również obsługiwane przez sieć SYNKOM w sposób opisany w niniejszym komunikacie. Ze zrozumiałych względów, poruszony problem dyskutowany jest tu w sposób dosyć ogólny. Szczegółowe informacje na ten temat można znaleźć w pracach [1,2].

* Instytut Łączności, Warszawa

2. OGÓLNE ZASADY OBSŁUGI TERMINALI SERII V W SIECI SYNKOM .

Abonenci teledacyjni posiadający terminale rozważanej klasy, w celu dostępu do sieci SYNKOM i gwarantowanego przez nią zbioru udogodnień, zmuszeni będą zaopatrzyć się w dodatkowe urządzenie pośredniczące. Wstawiane ono będzie pomiędzy terminal a standardowe zakończenie przyłącza abonenckiego sieci SYNKOM, tzw. DCET; zob. rys.1. Urządzenie to nazywane wzywakiem teledacyjnym (skr. WT-X.21) - pełnić będzie funkcję układu dopasowującego parametry elektryczne obwodów wymiany styków S2 i X.21 (w fazie wymiany danych), a także - realizować będzie dwukierunkową konwersję procedur sygnalizacyjnych styków S2 i X.21 w fazie sygnalizacji, w sposób zgodny z Zaleceniem X.21-bis CCITT [4].



Rys.1. Struktura techniczna łącza abonenckiego.
Fig.1. Technical structure of subscriber line.

Dla przyjętej struktury łącza abonenckiego sieć SYNKOM widzi terminal modemowy jako DTE ze stykiem X.21. Terminal "serii V" sieć teledinformatyczna widzi z kolei jako sieć telefoniczną, z którą może pracować według wariantu:

- ręcznego nawiązywania połączenia w systemie wywołania adresowego, lub bezpośredniego oraz
- automatycznego nawiązywania połączenia w systemie wywołania adresowego lub bezpośredniego.

Dla wariantu pracy ręcznej funkcję telefonu - w warunkach współpracy z siecią SYNKOM - spełnia klawiatura sterująca i monitor wzywaka teledacyjnego [1,2]. Na styku S2 wykorzystywane są tylko przewody serii 100, takie jak: 102- ziemia sygnałowa, 103- dane nadawane, 104- dane odbierane, 105- żądanie nadawania, 106- gotowość dla nadawania, 107- gotowość modemu, 108/2- gotowość DTE, 109- poziom fali nośnej, 114 i 115- nadawcza i odbiorcza skala czasu, 125- wskaźnik wywołania, 141- żądanie pętli testowej oraz 142- wskaźnik testu.

W trybie pracy ze sterowaniem automatycznym oprócz przewodów serii 100 na styku S2 wykorzystuje się przewody serii 200. Z punktu widzenia terminala układ wzywaka WT-X.21 i DCET zachowuje się tak, jak zestaw złożony z modemu i autowzywaka, który współpracuje z siecią telefoniczną.

ną. Na styku S2 realizuje się proces sygnalizacji zgodny z Zał. V.25. CCITT [5].

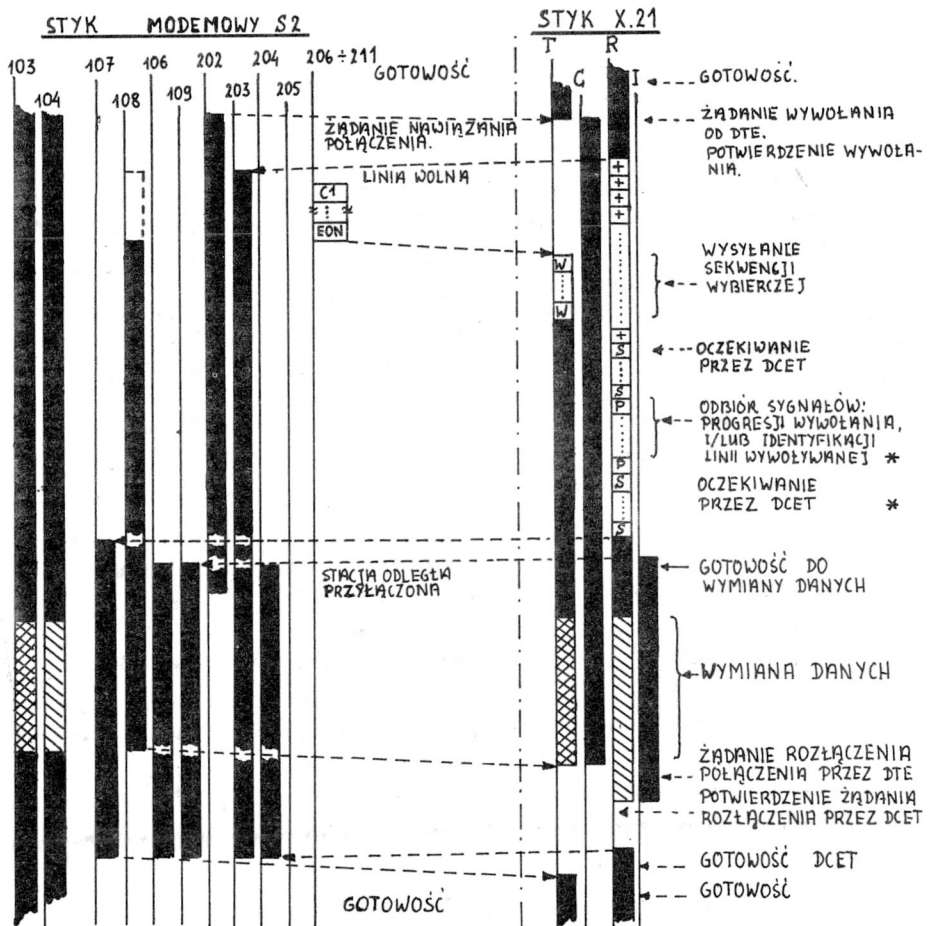
3. WYBRANE ASPEKTY KONWERSJI SYGNALIZACJI.

Ze względu na ograniczoną pojemność komunikatu, w niniejszym punkcie omawia się jedynie proces konwersji sygnalizacji dla przypadku nawiązywania i rozłączania połączenia na żądanie terminala serii V. Proces ten - zarówno dla ręcznego, jak i automatycznego zestawiania połączenia - zilustrowany jest w sposób poglądowy na rys.2.

Punktem wyjściowym procesu jest stan gotowości styku S2 i styku X.21. Jeśli w tym stanie na obwodzie 202 (żądanie połączenia) wystąpi zmiana stanu z NIE na TAK, to zdarzenie to na styku X.21 przetłumaczone zostanie na stan "żądanie wywołania od DTE". W odpowiedzi sieć SYNKOM przesyła sygnał potwierdzenie wywołania, tzn. na przewodzie R przesyłane są znaki "+" alfabetu Nr.5.CCITT, przy stanie NIE obwodu I. Sygnał ten w obwodzie 203 (linia zajęta) styku S2 wywołuje zmianę stanu z NIE na TAK i inicjuje proces kompletacji numeru wywoływanoego abonenta. Po odebraniu znaku "EON" (koniec sygnałów wybierania), odpowiednio uformowana sekwencja sygnałów wybierania - w postaci zwartego ciągu znaków alfabetu Nr.5.CCITT o strukturze ciągu zgodnej ze standardem X.21 CCITT- przesyłana jest do sieci SYNKOM po przewodzie T styku X.21. Po wysłaniu sekwencji wybierczej, na styku X.21 następuje ciąg stanów kończący się stanem "gotowości do wymiany danych". Jeśli ten ostatni jest poprzedzony stanem "połączenie w trakcie zestawiania", to wywołuje on zmianę w obwodzie "107" ze stanu NIE na TAK. Stan "gotowości do wymiany danych" powoduje przejście w obwodach 106 i 109 ze stanu NIE do TAK. Jeśli "połączenie w trakcie zestawiania" zostanie pominięte, to kolejność zdarzeń w obwodach: 107, 106 i 109 zostanie zachowana, a opóźnienie między przejściami wymuszane jest przez urządzenie pośredniczące. Kreacja stanu TAK w obwodach: 106, 107 i 109 łączy logicznie obwody wymiany danych styku S2 z obwodami T i R styku X.21. Dane z obwodu 103 kierowane są na obwód T, zaś dane z obwodu R wprowadzane są na obwód 104.

Zmiana stanu z TAK na NIE w obwodzie 108, jeśli wystąpi w czasie fazy wymiany danych, interpretowana jest na styku X.21 jako żądanie rozłączenia połączenia przez terminal. Zmiana ta wywołuje sekwencje stanów podaną na rys.2. i kończy się zazwyczaj stanem gotowości styków S2 i X.21.

W sposób podobny do opisanego przebiega proces konwersji sygnalizacji w przypadku terminala ze sterowaniem ręcznym. Różnica polega na tym tylko, że zarówno formowania, jak i inicjacji procesu sygnalizacji



Oznaczenia:

- 1 — - stan 0 lub NIE obwodów stykowych.
- 2 ■ - stan 1 lub TAK obwodów stykowych.
- 3 ▨ / ▩ - sygnały danych nadawanych/odbieranych.
- 4 [C] - znaki sekwencji wybierczej na obwodach styku S2.
- 5 [S] - znak potwierdzenia wywołania oraz znak "SYN".
- 6 [EON] - znak końca sygnałów wybierania na obwodach styku S2.
- 7 [P], [W] - znaki progresji wywołania oraz sekwencji wybierczej.
- 8 * - symbolizuje stan, który może nie wystąpić.

Rys.2. Relacje między stanami styków: S2 i X.21 w fazie zestawiania i rozłączania połączenia oraz w fazie wymiany danych.

Fig.2. Relation between states of S2 and X.21 interfaces in: call establishment phase, clearing phase and data transfer phase.

na styku X.21 dokonuje się ręcznie za pośrednictwem klawiatury sterującej; przy czym najpierw następuje formowanie sekwencji wybierczej, a później inicjacja zestawiania połączenia. Oprócz tego sygnały progresji wywołania i identyfikacji linii wyprowadzane są na monitor urządzenia pośredniczącego.

4. UWAGI KOŃCOWE

Urządzenie pośredniczące, które realizuje wyżej omówioną adaptację styków S2 i X.21, opracowano w Zakładzie Teleinformatyki Instytutu Łączności i przekazano do produkcji w bieżącym roku. Zrealizowane jest ono na bazie μ P. Intel 8035 i jako takie oprócz funkcji podstawowej, po zmianie oprogramowania, może realizować funkcję symulatora styku X.21 zarówno od strony sieci, jak i od strony DTE.

LITERATURA

1. H.Gut: "Urządzenie WT-X.21 do nawiązywania połączeń w teleinformatycznej synchronicznej sieci "SYNKOM" dla terminali o styku V.24, V.28 CCITT". Oprac. wew. IL, W-wa 1985r.
2. H.Gut: "Wzywak teledacyjny WT-X.21 - charakterystyka ogólna", Przegląd telekomunikacyjny, złożone do druku.
3. W.Lewandowski i inni: "Założenia na sieć synchroniczną transmisji danych SYNKOM". Oprac. wew. IL, W-wa, 1982r.
4. Dokument CCITT, Księga żółta tom VIII, Zalecenia X.21, X.21-bis
5. Dokument CCITT, Księga zielona tom VIII, Zalecenie V.25.

A PRINCIPLES OF INTERWORKING BETWEEN V-SERIES SYNCHRONOUS DATA TERMINAL EQUIPMENT AND THE NATIONAL SYNCHRO- NUS SWITCHING DATA NETWORK - SYNCOM .

A general principles of interworking between V-Series data terminal equipment and the Polish Synchronous Switching Data Network, called SYNKOM, are described. The equipment, which make possible this interworking, is shortly characterized. This equipment has been made in Telecommunication Institute in Warsaw, and it's provided for production and exploitation in SYNKOM network.

ПРИНЦИПЫ ОБСЛУЖИВАНИЯ УСТРОЙСТВ
КОНЕЧНОГО ОБОРУДОВАНИЯ ДАННЫХ СО СТЫКОМ С2 В НАРОДНОЙ
СИНХРОННОЙ СЕТИ ПЕРЕДАЧИ ДАННЫХ С КОММУТАЦИЕЙ КАНАЛОВ

В работе были определены общие принципы обслуживания конечного оборудования данных со стыком С2 в Польской Синхронной Сети Передачи Данных с Коммутацией Каналов - "SYNKOM". Представлена краткая характеристика устройства, которое делает возможным подключение этих устройств передачи данных к сети "SYNKOM". Это устройство сделано в Институте связи в Варшаве. Оно предусмотрено для производства и эксплуатации в сети связи "SYNKOM".

sieć teledacyjna publiczna,
sygnalizacja teledacyjna,
komutacja kanałów

Wojciech HAIKA *

ZASTOSOWANIE SYSTEMÓW SYGNALIZACJI NR 7 CCITT
W SYNCHRONICZNEJ SIECI TELEDACYJNEJ Z KOMUTACJĄ KANAŁÓW
"SYNKOM".

Przedstawiono założenia projektowe dot. sposobu implementacji systemu sygnalizacji nr 7 CCITT w synchronicznej sieci teledacyjnej SYNKOM. Opisano ogólne cechy eksploatacyjne systemu.

W projektowanej powszechnej synchronicznej sieci teledacyjnej z komutacją kanałów "SYNKOM" przewiduje się zastosowanie systemu sygnalizacji komutacyjnej nr 7 opartego o zalecenia CCITT Q.701 do Q.706 oraz Q.741 (X.61). Z przyjętych wymagań na sieć wynika, że ww. sygnalizacja komutacyjna będzie realizowana w połączeniach międzycentralowych oraz w zmodyfikowanej wersji w połączeniach koncentratorów abonenckich z najbliższą centralą komutacyjną.

1. Założenia projektowe

W sieci SYNKOM przyjmuje się, że docelowo połączenia w relacjach centrala-centrala i koncentrator-centrala będą budowane z wykorzystaniem traktów telefonii cyfrowej typu PCM 30/32 o przepływności zbiorczej 2048 kbit/s. W takich połączeniach zakłada się wykorzystywanie do celów sygnalizacji komutacyjnej wydzielonych szczelin kanałowych nr 16 w ramce PCM o przepływności 64 kbit/s. W pierwszym etapie realizacji sieci przewiduje się budowę łączy transmisyjnych w wymienionych relacjach, z wykorzystaniem kanałów grupy pierwotnej B, istniejących telefonicznych systemów nośnych. Kanały te o szerokości pasma 60-108 kHz umożliwiają przesyłanie sygnałów transmisji danych z szybkościami do 72 kbit/s przy zastosowaniu modemów wg zalecenia V.36 CCITT.

Przewiduje się, że dla potrzeb budowy wydzielonego kanału sygnalizacji komutacyjnej oraz tworzenia połączeń w relacjach międzycentralowych i między koncentratorami a centralami w cyfrowych kanałach pierwotnogrupowych wyposażonych w modemy V.36, będą wykorzystywane multiplek-

* Instytut Łączności, Zakład Teleinformatyki, Warszawa

sery liniowe sterowane mikroprocesorami - nazwane transplekserami TPX. Zadaniem transpleksera jest konwersja szybkości transmisji 2048 kbit/s na wejściach i wyjściach centrali do szybkości 64 lub 72 kbit/s na wejściach i wyjściach cyfrowego kanału pierwotnogrupowego (modemu V.36), oraz dynamiczne (zależne od aktualnie realizowanego ruchu) przekodowanie ramek zwielokrotnienia PCM w ramki zwielokrotnienia w łączu centrala-centrala lub koncentrator-centrala.

2. Zasada tworzenia połączeń transmisji danych.

W łączach międzycentralowych i od koncentratora do centrali, wyposażonych w transpleksery TPX, połączenia transmisji danych tworzone są przez przydzielanie określonej liczby kanałów podstawowych, każdego o przepływności 600 bit/s, stosownie do szybkości transmisji w danym połączeniu. Np. dla połączenia o szybkości 2400 bit/s w transplekserze przydziela się 4 kanały podstawowe, dla połączenia 4800 bit/s przydziela się 8 kanałów podstawowych, itd. Możliwe jest jednoczesne tworzenie połączeń o różnych szybkościach transmisji, jednakże w taki sposób, aby sumaryczna przepływność maksymalnej dopuszczalnej w danej strukturze ramki wynosiła 66 kbit/s dla łączy 72 k bit/s i 58,8 kbit/s dla łączy 64 k bit/s. liczba jednoczesnych połączeń ograniczona jest także liczbą 30 kanałów transmisji danych wynikającą ze struktury ramki PCM na wejściach centrali komutacyjnej.

3. Sposób wykorzystania systemu sygnalizacji nr 7.

W sieci SYNKOM, w rezultacie zastosowania transplekserów, system sygnalizacji komutacyjnej musi być rozszerzony o wiadomości, kody i procedury wynikające z zasady tworzenia połączeń transmisji danych w łączach transplekserowych. Rozszerzenie to powinno być zgodne z ogólnymi zasadami systemu sygnalizacji nr 7 określonymi w zaleceniach CCITT. Jednocześnie w projektowanym systemie sygnalizacyjnym należy uwzględnić fakt ograniczenia przepływności kanału sygnalizacyjnego do 3 kbit/s (ograniczenie to jest dostosowane do przewidywanej wielkości ruchu w sieci SYNKOM w początkowym okresie jej budowy).

W systemie sygnalizacji sieci SYNKOM przyjęto założenie, że transpleksery TPX nie będą generować żadnych wiadomości sygnalizacyjnych, a pozostaną wyłącznie punktem transferu sygnalizacji. Założenie to dotyczy również funkcji zarządzania siecią sygnalizacyjną realizowanych poza transplekserem. W rezultacie transplekser będzie jedynie wykorzystywał wiadomości sygnalizacyjne dotyczące przydziału kanałów podstawowych w ramce zwielokrotnienia 64 lub 72 kbit/s pochodzące od najbliższej centrali komutacyjnej.

Zgodnie z zaleceniami CCITT system sygnalizacji nr 7 dzieli się na

część transferu wiadomości (MTP) i część użytkowników, - w przypadku sieci SYNKOM użytkowników transmisji danych (DUP). W ramach części dot. transferu wiadomości wyróżnia się następujące poziomy funkcjonalne: poziom fizyczny łączy sygnałizacyjnego, poziom logiczny łączy sygnałizacyjnego, poziom sieci sygnałizacyjnej. Część użytkownika DUP stanowi 4 poziom funkcjonalny systemu.

3.1. Poziom fizyczny łączy sygnałizacyjnego (poziom 1)

Poziom ten obejmuje fizyczne, elektryczne i funkcjonalne charakterystyki łączy oraz sposób dostępu do niego (Zal.Q.702). W sieci SYNKOM poziom ten będzie realizowany poprzez dostęp do szczeliny 16 traktu cyfrowego PCM o przepływności 64 kbit/s. Wymagania na styk zgodnie z q.703, q.732 i q.734.

3.2. Poziom logiczny łączy sygnałizacyjnego (poziom 2)

Poziom 2 (Zal.Q.703) określa funkcje i procedury dot. przekazywania wiadomości sygnałizacyjnych przez pojedyncze łączy sygnałizacyjne. Funkcje poziomu 2 razem z charakterystykami poziomu 1 określają kompletne łączy sygnałizacyjne. Wiadomości sygnałizacyjne przekazywane przez wyższe poziomy są przekazywane przez łączy sygnałizacyjne w znormalizowanych formatach (jednostkach sygnałizacyjnych) o zmiennej długości. Jednostki sygnałizacyjne zawierają, oprócz właściwej informacji sygnałizacyjnej, informacje sterujące przekazywaniem. Informacje te służą do realizacji nast. funkcji:

- wyznaczanie początku i końca jedn. sygnał. (sekwencje flagowe 8 bitowe),
- wyrównanie długości jedn. sygnał.,
- wykrywanie błędów (sprawdzanie 16-bitowego wzoru kontrolnego),
- korekcja błędów (przez retransmisję i numerację kolejnych jedn. sygnał.),
- wykrywanie niesprawności łączy (przez nadzór stopy błędów),
- reinicjacji połączenia.

3.3. Poziom sieci sygnałizacyjnej (poziom 3)

Poziom 3 określa aspekty sieciowe systemu sygnałizacyjnego, tj. kierowanie wiadomości sygnałizacyjnych i zarządzanie siecią sygnałizacyjną. Kierowanie wiadomości odbywa się w oparciu o informacje zawarte w etykiecie identyfikującej początkowe i docelowe punkty sygnałizacyjne. W sieci SYNKOM punktami sygnałizacyjnymi są odpowiednie zespoły sygnałizacyjne central i koncentratorów. Nie są nimi transpleksery TPX, które pełnią rolę punktów transferowych. Wiadomości sygnałizacyjne dotyczące przydziału kanałów podstawowych stanowiące rozszerzenie systemu nr 7, są odbierane i przetwarzane przez sterowanie TPX przez wykorzystanie

kodów rezerwowych w części użytkownika (DUP), po czym bez zmiany przekazywane dalej w łączy sygnalizacyjne do współpracującej centrali komutacyjnej.

3.4. Poziom użytkownika teledacyjnego DUP

Poziom 4 DUP określa zalecenia Q.741 (X.61). Funkcje tego poziomu określają procedury sterowania wywołaniem połączeń, realizacji i kasowania udogodnień dla usługi teledacyjnej o komutacji łączy. Informacje sygnalizacyjne związane z realizacją tego poziomu sterowania są przekazywane za pomocą sygnałów i wskaźników tworzących wiadomości sygnalizacyjne w formatach o zmiennej długości. Rozróżnia się następujące rodzaje wiadomości sygnalizacyjnych:

- wiadomości adresowe
- - " - akceptacji wywołania
- - " - odrzucenia wywołania
- - " - rozłączeniowe
- - " - statusu łącza
- - " - identyfikacji linii wywołującej
- - " - rejestracji i kasowania udogodnień

4. Stan zaawansowania projektu

W roku bieżącym przewiduje się zakończenie projektów studialnych urządzeń wewnątrzsieciowych dla sieci SYNKOM (koncentratora, translacji, transpleksera, wzywaka i DCE). Przewiduje się, że do końca lat osiemdziesiątych zostaną opracowane i wykonane prototypy wszystkich urządzeń łącznie z centralą komutacyjną. Uruchomienie sieci o ok. 2000 zakończeń abonenckich przewidziano w latach 1990-92.

IMPLEMENTATION OF SIGNALLING SYSTEM No 7 CCITT

IN THE SYNCHRONOUS DATA NETWORK WITH CIRCUIT COMMUTATION SYNKOM

Signalling System No 7 CCITT and its implementation in the projected data network SYNKOM has been described. Generally technical requirements and project of interexchange equipment TPX has been presented.

УПОТРЕБЛЕНИЕ СИСТЕМЫ СИГНАЛИЗАЦИИ НОМЕР 7 ССІТТ В СИНХРОННОЙ СЕТИ ПЕРЕДАЧИ ДАННЫХ С КОММУТАЦИЕЙ КАНАЛОВ "SYNKOM"

Описаны общие технические требования к системе сигнализации номер 7 ССІТТ, проектированной для сети передачи данных с коммутацией каналов "SYNKOM". Представлен метод употребления устройства РСМ в междузловых соединениях сети.

sieć komputerowa,
diagnostyka,
system pomiarowo-
-diagnostyczno-sterujący

Elżbieta HUDYMA *

Elżbieta KOSMULSKA-BOCHENEK *

METODOLOGIA PROJEKTOWANIA SYSTEMU POMIAROWO-DIAGNOSTYCZNO-STERUJĄCEGO W SIECI KOMPUTEROWEJ

W artykule przedstawiono strukturę systemu pomiarowo-diagnostyczno-sterującego dla potrzeb podsieci komunikacyjnej sieci komputerowej. Zaproponowano metodologię projektowania systemu o takiej strukturze. Artykuł powstał w wyniku doświadczeń zdobytych w trakcie projektowania i implementacji systemu pomiarowo-diagnostyczno-sterującego dla Międzyuczelnianej Sieci Komputerowej.

1. WSTĘP

Celem systemu pomiarowo-diagnostyczno-sterującego (SPS) w sieci komputerowej jest zbieranie informacji o pracy sieci oraz przetwarzanie ich pod kątem potrzeb i zastosowań takich jak sterowanie siecią, oceny efektywności pracy sieci oraz jej diagnostyki. Projektowanie i wdrażanie takiego systemu powinno być prowadzone równolegle z podobnymi czynnościami odniesionymi do całej sieci.

W artykule przedstawiono metodologię projektowania systemu SPS, na przykładzie takiego systemu zrealizowanego dla sieci MSK.

Proponowany system znajduje się w warstwie sieciowej i konstruowany jest metodą syntetyczną zwaną wstępującą. Struktura SPS jest pozioma. Na każdym poziomie definiuje się zbiór funkcji. Funkcje te stanowią usługi realizowane przez pewne środowisko programowe określone na danym poziomie. Tworzą one elementarne narzędzia, które łączone na wyższych poziomach systemu prowadzą do uzyskania poszukiwanych rozwiązań systemu.

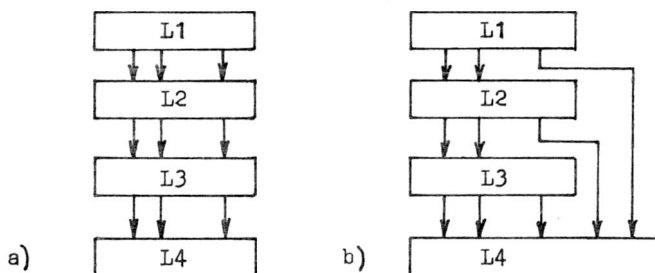
2. STRUKTURA SYSTEMU

Niezależnie od opisanych w następnych punktach metod projektowania, najistotniejszą cechą systemu jest jego wynikowa struktura. Struktura ta charakteryzuje się wyraźnie zaznaczonymi poziomami ustawionymi

* Politechnika Wrocławska, Centrum Obliczeniowe

hierarchicznie względem siebie. Zmniejsza to złożoność systemu, a także ułatwia projektowanie, uruchamianie, testowanie i pielęgnację systemu.

Można wyróżnić dwie podstawowe struktury powiązań międzypoziomowych (rys. 1a i 1b).



Rys. 1. Struktury powiązań międzypoziomowych
Fig. 1. The structure of levels connections

W pierwszym przypadku (rys. 1a), każdy poziom może odwoływać się tylko do poziomu bezpośrednio go poprzedzającego, skąd wynika jednakowa dostępność wszystkich modułów danego poziomu. Druga przedstawiona struktura (rys. 1b) dopuszcza odwoływanie się modułów danego poziomu do wszystkich niższych poziomów.

Projektowanie systemu pomiarowo-diagnostycznego podsieci komunikacyjnej wymaga uwzględnienia dwóch nakładających się na siebie struktur. Pierwsza z nich to struktura zewnętrzna SPS, która wynika z samej struktury sieci, z naturalnego etapu jej tworzenia i składa się z trzech poziomów. Druga struktura to modułowa implementacja każdego z tych trzech poziomów.

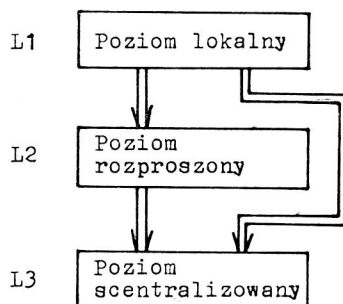
2.1. Struktura zewnętrzna SPS

System pomiarowo-diagnostyczny budowany jest w trzech etapach. Pierwszy etap dotyczy konstrukcji systemu SPS w węźle. Wzajemną komunikację systemów węzłowych służącą do wymiany informacji zapewnia drugi etap, natomiast w trzecim rozbudowuje się system o mechanizmy sterujące. Te trzy etapy odpowiadają trzem poziomom hierarchii (L1, L2, L3) w strukturze systemu stanowiącemu systemy: lokalny, rozproszony oraz scentralizowany. Każdy z tych poziomów jest zamkniętym, w sensie funkcjonalnym, systemem.

Celem poziomu lokalnego jest stworzenie bazy danych oraz możliwości monitorowania danych w każdym węźle. Produktem końcowym poziomu rozproszonego są mechanizmy przesyłania informacji pomiędzy węzłami jakimi są pakiety pomiarowo-diagnostyczne. Poziom trzeci zwany scentralizowanym prowadzi do ostatecznego celu projektu, jakim jest sterowanie

systemem podsieci z jednego wyróżnionego węzła.

Struktura SPSu wraz z powiązaniami międzypoziomowymi przedstawiona jest na rys. 2.



Rys. 2. Struktura systemu SPS
Fig. 2. The structure of the SPS

Każda z funkcji zdefiniowanych na danym poziomie jest mechanizmem dostępnym na tym poziomie oraz z poziomu wyższego. Taka struktura hierarchii, odpowiadająca przedstawionej na rys. 1b, daje dobrą strukturalizację systemu przy jednoczesnej dostępności wszystkich mechanizmów poziomów niższych z następnych.

2.2. Struktura poziomu

Każdy poziom charakteryzuje się budową warstwową. Wewnątrz poziomu zachowane są powiązania międzywarstwowe zgodne z rys. 1a.

Każda warstwa charakteryzuje się zbiorem pewnej liczby usług reprezentujących określone funkcje systemu. Prawidłowe zakwalifikowanie usługi do danej warstwy wynika ze sposobu definiowania usługi i jej wykorzystania.

W warstwie pierwszej, zwanej podstawową, znajdować się muszą te elementarne usługi, które są niezbędne do realizacji poziomów wyższych. Reprezentacją określonych usług (funkcji) w poziomach są moduły.

W każdej warstwie L_i wyróżnić można 3 grupy modułów:

- niezależne, tworzące zbiór $\{M(L_i)\}$
- powiązane poziomo w warstwie, tworzące zbiór $\{K(L_i)\}$
- powiązane między warstwami, tworzące zbiór $\{W\}$

Elementami zbioru $\{M(L_i)\}$ są moduły m_i , reprezentujące niezależne od siebie funkcje, które charakteryzują się jednakową dostępnością z innych warstw oraz nie mają połączeń poziomych w warstwie L_i . Przykładem takich modułów z rys. 3 są $F_{12}(L_1)$, $F_{15}(L_1)$, $F_{12}(L_2)$. Moduł k_i należy do zbioru $\{K(L_i)\}$ wtedy, gdy moduł l_i będący modułem warstwy L_i zależy od modułu k_i , co zapisuje się jako $l_i \succ k_i$. Tak więc oba moduły (k_i, l_i) należą do tej samej warstwy. Przykładowo, elementem k_i

w warstwie pierwszej jest $F_{12}(L_1)$, ponieważ $F_{12}(L_1) \supset F_{11}(L_1)$.

Elementy w_i zbioru $\{W\}$ należą do różnych warstw, z tym, że obowiązuje zależność $w_j \leftarrow w_k$ dla $j > k$ gdzie j, k są warstwami. Element $F_{14}(L_1)$ należy do zbioru $\{W\}$, ponieważ $F_{11} L_2 \leftarrow F_{14} L_1$.

Konsekwencją wyróżnienia w strukturze zbiorów M , K i W są wskazówki do projektowania poszczególnych modułów. Przykładowo, elementy k_i powinny być modułami wielowejściowymi o wysokiej niezawodności z optymalnym kodem gwarantującym dużą szybkość wykonania, nawet kosztem większej zajętości pamięci, podczas gdy takich ostrych wymagań nie stawia się modułom zbioru $\{M(L_i)\}$.

3. METODOLOGIA PROJEKTOWANIA SPS

Strukturę warstwową systemu można uzyskać w wyniku projektowania metodą analityczną bądź syntetyczną. Metoda analityczna zwana projektowaniem zstępującym lub projektowaniem przez kolejne uściślenia, polega na precyzyjnym określeniu ostatecznej postaci efektu końcowego rozwiązywanego problemu oraz kolejnym rozkładaniu go na podproblemy, aż do uzyskania funkcji prostych, rozwiązywalnych na poziomie pojęć podstawowych. Ta przejrzystość struktury i naturalne uwarstwienie systemu są największymi zaletami metody. Metoda ta jest sterowana przez problem, który ma być rozwiązany. Każdy kolejny krok projektowania stanowi kompletne, coraz bardziej uszczegółowione rozwiązanie problemu.

Metoda syntetyczna zwana projektowaniem wstępującym w przeciwieństwie do poprzedniej, sterowana jest usługą. Projektowanie rozpoczyna się od sformułowania warstwy pojęć podstawowych, a następnie łączeniu ich w kolejnych warstwach w pojęcia coraz bardziej abstrakcyjne, aby w wyniku osiągnąć ostateczne rozwiązanie. Metodę syntetyczną stosuje się w projektowaniu systemów stanowiących zbiór usług, tj. wszędzie tam gdzie trudno jest sformułować jednolity problem łatwy do rozwiązania metodą analityczną.

SPS stanowi przykład systemu, którego celem jest dostarczanie usług pomiarowych, diagnostycznych i sterujących dla podsieci. Dlatego też w projektowaniu tego systemu stosuje się metodę syntetyczną bądź mieszaną będącą połączeniem obu metod. W projektowaniu syntetycznym istotnym problemem jest zdefiniowanie elementów w warstwie podstawowej. Zaprojektowanie tej warstwy w dużym stopniu wpływa na sposób osiągnięcia produktu końcowego struktury. Na rys. 3 przedstawiono zawartość poszczególnych warstw każdego z trzech poziomów SPSu. Poszczególne funkcje oznaczono symbolami $F_{ij}(L_k)$, gdzie i oznacza numer warstwy na danym poziomie, j - kolejną funkcję w danej warstwie, a k - numer poziomu.

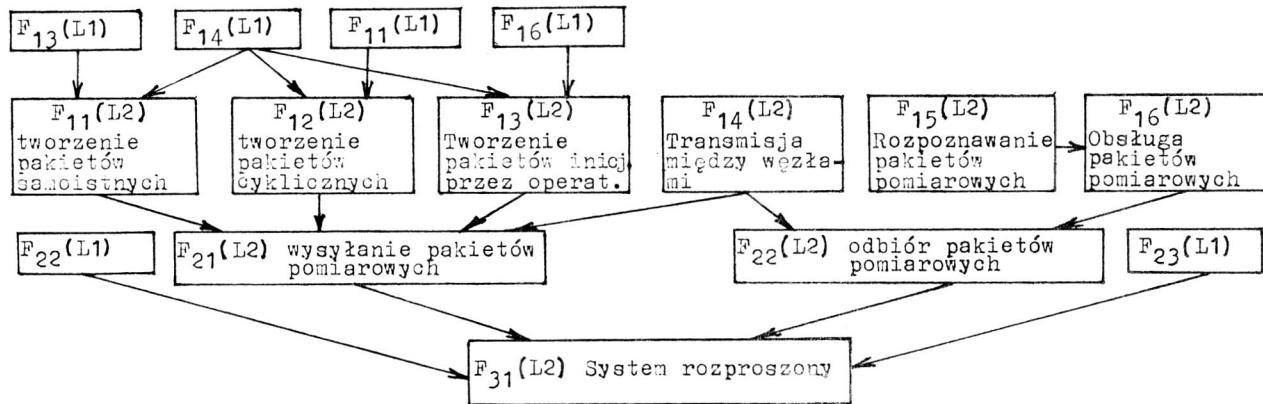
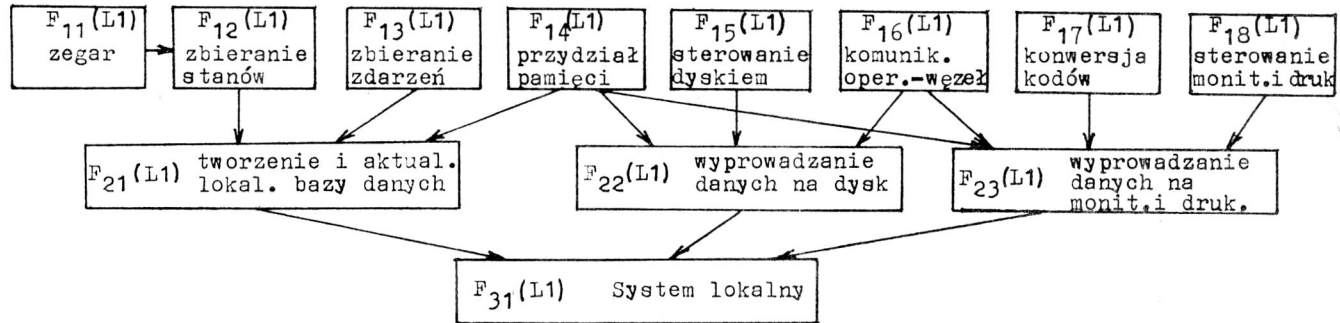
Na poziomie lokalnym, w celu utworzenia bazy danych zdefiniowano usługi określone modułami $F_{11}(L1)$, $F_{12}(L1)$, $F_{13}(L1)$, $F_{14}(L1)$ dotyczące zbierania danych podstawowych. Mogą one być sterowane zegarem bądź zdarzeniami.

O wyprowadzaniu danych stanowią moduły $F_{14}(L1) \dots F_{18}(L1)$ dotyczące przydziału pamięci dla celów buforowania wyprowadzanej informacji, konwersji kodów, sterowania odpowiednimi urządzeniami i zapewniające komunikację między operatorem a węzłem.

Poziom rozproszony realizuje komunikację pomiędzy węzłami poprzez zbiór pakietów pomiarowo-diagnostycznych. Warstwa podstawowa poziomu L2 zawierać musi wszystkie mechanizmy konieczne do wymiany informacji pomiędzy węzłami. Służą one do wysyłania pakietów pomiarowych oraz ich odbioru i obsługi (moduły $F_{11}(L2) \dots F_{16}(L2)$). Mechanizmy te korzystają dodatkowo z pewnych funkcji wprowadzonych na poziomie lokalnym. Jest to przydział pamięci $F_{14}(L1)$ konieczny do utworzenia pakietu, mechanizm zbierania zdarzeń $F_{13}(L1)$ wykorzystywany przy tworzeniu pakietów generowanych przez węzeł bez udziału operatora (samoistnych) oraz zegar $F_{11}(L1)$ konieczny do generowania pakietów cyklicznych. Deszyfracja komend operatorskich $F_{16}(L1)$ konieczna jest do tworzenia pakietów inicjowanych przez operatora. W warstwie podstawowej poziomu L2 musi znaleźć się usługa umożliwiająca przesyłanie pakietów pomiarowych między węzłami podsieci $F_{14}(L2)$. Mechanizmy służące do odbioru pakietów pomiarowych sprowadzają się do rozpoznawania tych pakietów ($F_{15}(L2)$) oraz ich obsługi ($F_{16}(L2)$) zgodnej z typem i rodzajem pakietu.

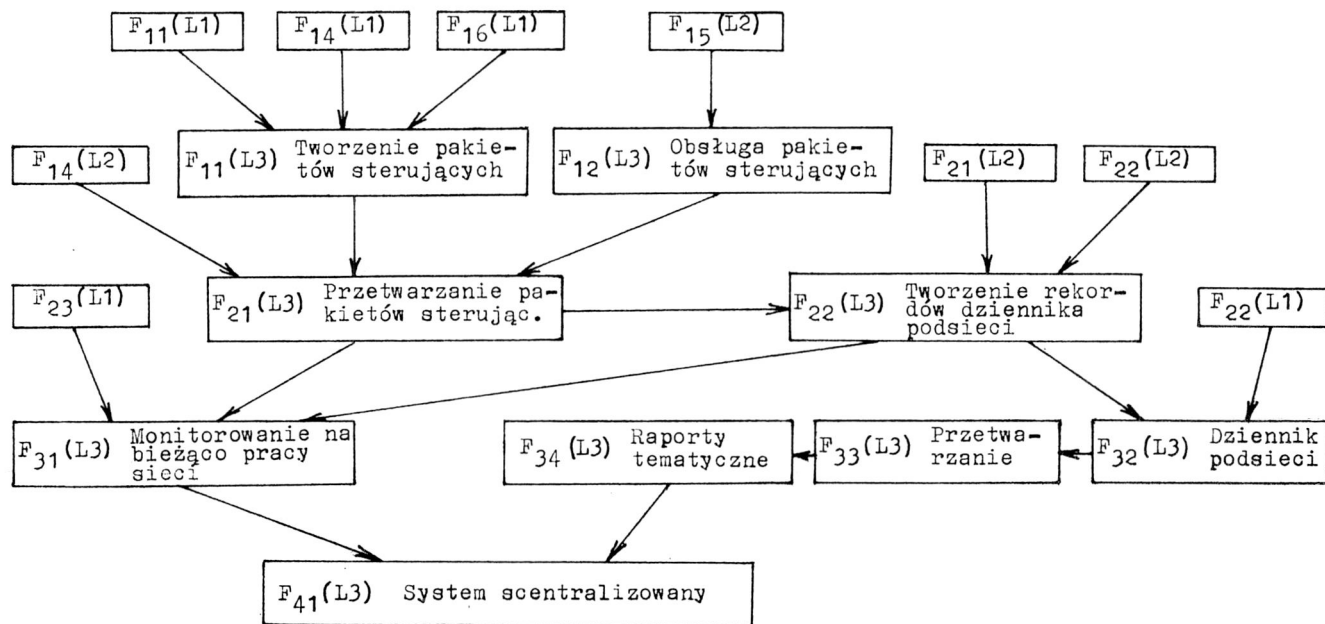
Monitorowanie oraz pamiętanie danych z podsieci w każdym z węzłów sieci realizowane jest poprzez wykorzystanie usług takich jak wyprowadzanie danych na dysk oraz urządzenia zewnętrzne, które zostały zdefiniowane na poziomie lokalnym (moduły $F_{22}(L1)$ i $F_{23}(L1)$).

Najwyższy poziom SPSu dostarcza dodatkowe usługi związane ze sterowaniem podsiecią, diagnozowaniem jej, zbieraniem statystyk jej pracy i ich przetwarzaniem. Wszystkie te funkcje można uzyskać wyróżniając jeden z węzłów w zakresie możliwości sterowania, co jest niemożliwe na poziomie systemu rozproszonego. W warstwie podstawowej poziomu scentralizowanego (L3) muszą być umieszczone funkcje tworzenia rekordów dziennika podsieci ($F_{22}(L3)$) oraz tworzenia i obsługi pakietów sterujących ($F_{11}(L3)$), ($F_{12}(L3)$). Warstwa podstawowa tego poziomu wielokrotnie korzysta z usług zdefiniowanych na poziomach niższych.



Rys. 3a. Poziomy i warstwy SPS

Fig. 3a. The levels and the layers of the SPS



Rys. 3b. Poziomy i warstwy SPS
Fig. 3b. The levels and the layers of the SPS

4. ZAKOŃCZENIE

Wybór syntetycznej metody projektowania SPS dla potrzeb podsieci komputerowej uzasadniony jest wymaganiem elastycznego systemu dostosowanego do potrzeb i możliwości danej sieci i jej użytkowników. Takie podejście daje w wyniku strukturę otwartą w sensie podatności na rozszerzenia i modyfikacje istniejących już modułów. System taki charakteryzuje się zdolnością wyłączania na stałe lub chwilowo pewnych funkcji pomiarowo-diagnostycznych, dołączania nowych funkcji np. dodatkowych pakietów, punktów zbierania danych itp. Wszelkie modyfikacje SPS wynikają z ciągłego rozwoju sieci komputerowej i to zarówno od strony sprzętowej, jak i usługowej.

Literatura

- 1 E.Bieleninik, E.Hudyma, E.Kosmulska-Bochenek, J.Lewoc, A.Stanis, "Koncepcja systemu pomiarowo-sterującego podsieci komunikacyjnej MSK", CO Polit.Wrocł., Raport SPR nr 3/83.
- 2 E.Hudyma, E.Kosmulska-Bochenek, "Communication Subnetwork Monitoring", Prace niepubl. CO Polit.Wrocł.
- 3 A.A.McKenzie, B.P. Cosell, J.M.McQuillan, M.J.Thrope, The Network Control Center for the ARPA Network, The First International Conference on Computer Communication, Washington D.C., Oct. 24-26, 1972.
- 4 N.Naffah, "Diagnostics and Supervision in Informatics Networks", "Eurocomp 78" proceedings ON-LINE-May 78-London.
- 5 W.Turski, Metodologia programowania, WNT, Warszawa 1978.

THE DESIGNING OF THE CONTROL AND MEASUREMENT SYSTEM IN THE COMPUTER NETWORK

In the paper the structure of the control and measurement system for the subnetwork of the computer communication network is presented. The methodology for construction of such system is proposed. The paper has been prepared as a result of the experience with the project and its implementation of the control and measurement system for Inter-university Computer Network MSK.

МЕТОДОЛОГИЯ ПРОЕКТИРОВАНИЯ ИЗМЕРИТЕЛЬНО-ДИАГНОСТИЧЕСКИ УПРАВЛЯЮЩЕЙ СИСТЕМЫ В ВЫЧИСЛИТЕЛЬНОЙ СЕТИ

В статье представлена структура измерительно-диагностически управляющей системы, применяемой в коммуникационной вычислительной сети. Предлагается методологии проектирования системы с такой структурой. Статья написана на базе опыта, приобретенного при проектировании и имплементации измерительно-диагностически управляющей системы для Междувузовской Вычислительной Сети.

sieć komputerowa,
usługi sieciowe,
transfer zbiorów

Roman KASZUBA *
Jan KWIATKOWSKI *

MODEL USŁUG TRANSFERU ZBIORU W SIECI KOMPUTEROWEJ

Zakres usług informatycznych sieci komputerowej wyznaczony jest przez sumę usług świadczonych przez poszczególne systemy komputerowe wchodzące w jej skład oraz możliwości łącznego wykorzystania usług różnych komputerów. W pracy skoncentrowano się na jednej z usług sieciowych, a mianowicie na usłudze transferu zbiorów i zadań. Podano zarówno ogólną koncepcję systemu transferu zbiorów i zadań, jak i opisano przykładowy język dostępu do tego typu usług. Jako bazę przyjęto aktualnie konstruowaną sieć komputerową MSK.

1. WPROWADZENIE

Zakres usług informatycznych sieci komputerowej wyznaczony jest przez sumę usług świadczonych przez poszczególne systemy komputerowe wchodzące w jej skład oraz możliwości łącznego wykorzystania usług różnych komputerów. Sposób posługiwania się pojedynczymi komputerami jest wyznaczony indywidualnie dla każdego typu systemu cyfrowego przez standard jego systemu operacyjnego (użytkownik ma możliwość korzystania według lokalnego standardu z zasobów informacyjnych pojedynczego wybranego systemu), natomiast posługiwanie się grupą komputerów jest możliwe dzięki dodatkowym usługom, nazywanym usługami sieciowymi, w skład których wchodzi usługi transferu zbiorów i zadań. Pozwalają one użytkownikowi aktualnie pracującemu w dowolnym wybranym przez siebie komputerze na dokonywanie operacji na zbiorach znajdujących się w innych komputerach (zakładanie i kasowanie zbiorów), w tym przenoszenie informacji pomiędzy komputerami oraz przysyłanie zadań do wykonania do innych komputerów z możliwością wydania dyspozycji dotyczącej dystrybucji wyników. Implementacja tych usług jest zazwyczaj zlokalizowana w komputerach obliczeniowych (KO). Niniejsze opracowanie podaje przykładową charakterystykę prostego systemu oferującego powyższe usługi.

* Politechnika Wrocławska, Centrum Obliczeniowe

2. SYSTEM TRANSFERU ZBIORÓW I ZADAŃ

System Transferu Zbiorów i Zadań (System TZZ) jest systemem transakcyjnym, tzn. systemem, który polecenie użytkownika przyjmuje jako zlecenie, wykonywane niezależnie od dalszej działalności użytkownika. Użytkownik wykorzystujący usługi świadczone przez System TZZ ma możliwość wydania dwóch rodzajów zleceń: pierwszego definiującego transfer zbioru i drugiego definiującego transfer zadania. Usługa transferu zbiorów pozwala użytkownikowi na wydanie polecenia przeniesienia informacji stanowiącej zbiór z jednego KO do drugiego. Polecenie to wydawane jest przez użytkownika w jednej interakcji pomiędzy użytkownikiem a Systemem TZZ. Wynika stąd, że wszystkie szczegóły dotyczące transferu, jak identyfikacja systemu docelowego, nazwa zbioru, kierunek transferu itp. muszą być zdefiniowane przez użytkownika przed rozpoczęciem transferu. Po wydaniu polecenia użytkownik ma możliwość uzyskania informacji o stanie zaawansowania wykonania zlecenia lub jego odwołania. Po zakończeniu realizacji zlecenia użytkownikowi dostarczona jest wiadomość o jego pomyślnym lub niepomyślnym zakończeniu. Zlecenie dotyczące transferu zbioru może dotyczyć również przesłania zbioru do odległego systemu w celu wydrukowania jego zawartości na drukarce. Usługa transferu zadań jest analogiczna do usługi transferu zbiorów. Polega ona na zamówieniu transferu zbioru zawierającego opis zadania do odległego systemu komputerowego i umieszczeniu zadania w kolejce zadań. Polecenie transferu zadania jest podobne do polecenia transferu zbioru. Różnica leży jednak nie tylko w miejscu przeznaczenia zbioru, ale również w dalszych możliwościach użytkownika odnośnie manipulacji wydanym zleceniem.

Zbiory, które użytkownik może przysyłać przez sieć muszą należeć do kategorii zbiorów transformowalnych przez System TZZ. Ograniczenia transformacji wynikają z cech obu biorących udział w transferze systemów komputerowych (np. różne zestawy znaków graficznych), jak również z cech programów TZZ. Ograniczenia transformacji mogą oznaczać brak możliwości przesłania zbioru lub jego deformację polegającą na zamianie niektórych znaków na inne, pominięciu niektórych znaków, obcięciu rekordów, itp.

Wewnętrzna struktura oprogramowania systemu TZZ oparta jest na protokołach transferu zbiorów oraz transferu zadań (np.: [1, 3]). Protokoły te definiują sposób komunikacji pomiędzy modułami systemu zlokalizowanymi w poszczególnych systemach komputerowych. Protokoły są językami dostępu do usług zdalnej pamięci zbiorów i zdalnej stacji przetwarzania zadań.

3. JĘZYK UŻYTKOWNIKA

Komunikacja użytkownika z Systemem TZZ jest włączana do Języka Opisu

Zadań (JOZ) każdego z lokalnych systemów operacyjnych. Jest to konstrukcyjnie i użytkowo wygodne rozwiązanie. Pozwala ono użytkownikowi na przekazanie dyrektyw do Systemu TZZ za pomocą (makro) komend JOZ (np.: w systemie GEORGE-3 niezależnie od trybu wykonania zadania - interakcyjnie wsadowo) oraz otrzymywanie informacji od systemu TZZ w sposób analogiczny od innych informacji z systemu operacyjnego. Cała komunikacja użytkownika z Systemem TZZ może odbywać się poprzez zbiory: makrokomendy dopisują lub usuwają komunikaty ze zbiorów komunikacyjnych zwanych "skrzynkami pocztowymi", a więc nie obowiązuje żadna synchronizacja działań użytkownika z działalnością Systemu TZZ. Oznacza to, że makrokomendy mogą być wydawane w dowolnym czasie, niezależnie od siebie i niezależnie od wykonywanych transferów.

Definiując zalecenie dla Systemu TZZ, użytkownik dysponuje czterema makrokomendami interpretowanymi przez System TZZ:

a) Makrokomenda TRANSFER - definiuje zlecenie przesłania zbioru między dwoma systemami komputerowymi; stosowana jest również do przesłania zbioru zawierającego zadanie z polecenia wykonania jego w odległym systemie komputerowym.

b) Makrokomenda WHATORDER - definiuje zapytanie o status poprzednio wydanego zlecenia TRANSFER (w tym również status zadania wykonywanego w odległym systemie).

c) Makrokomenda MODIFYORDER - definiuje zlecenie skasowania poprzednio wydanego zlecenia TRANSFER (również zadania uruchomionego w odległym systemie).

d) Makrokomenda MAIL - definiuje zlecenie wyprowadzenia komunikatów Systemu TZZ zawartych w skrzynce pocztowej użytkownika.

Każda makrokomenda zawiera szereg opcjonalnych pozycji, których kombinacja stanowi treść zlecenia. Ze szczegółowymi formatami makrokomend można zapoznać się z dokumentów specyfikujących interfejs użytkownika do Systemu TZZ w danym typie systemu cyfrowego (np.: dla m.c. serii Odra 1300 pracujących pod systemem GEORGE-3 z opracowania [2]).

Pierwsza z makrokomend, makrokomenda TRANSFER umożliwia użytkownikowi przesłanie zbioru do innego systemu komputerowego. Miejszem przeznaczenia może być lokalna pamięć zbiorów (transfer zbiorów), zdalne urządzenie zewnętrzne - np. drukarka (transfer dokumentów) oraz lokalna kolejka zleceń systemu (transfer zadań). Dla każdego z tych zleceń użytkownik ma do dyspozycji dwa tryby jego wykonania:

- a) transfer bezwarunkowy (stosowany do przesyłania zbiorów istniejących w momencie wydania zlecenia),
- b) transfer oczekujący (przed rozpoczęciem wykonywania zlecenia sprawdzany jest warunek istnienia zbioru, fakt jego nieistnienia nie powoduje odrzucenia transferu, który zostaje odłożony

do momentu jego założenia, - umożliwia to zamówienie przesłania zbioru przed jego założeniem).

Drugi z trybów pracy makrokomendy TRANSFER może być między innymi stosowany do definiowania wewnątrz wykonującego się zadania transferu zbioru monitorowania, tego zadania, który jest zamykany (powstaje) dopiero po zakończeniu przetwarzania zadania.

Druga z makrokomend służy do uzyskiwania informacji o stanie zaawansowania wydanego polecenia TRANSFER bądź zadania uruchamianego w odległym systemie komputerowym. Możliwe są trzy opcje omawianej makrokomendy:

- 1) umożliwiająca otrzymanie informacji dotyczącej stanu zaawansowania wszystkich poleceń wydanych przez danego użytkownika (odpowiedzi są generowane na poziomie lokalnego względem użytkownika Systemu TZZ, a więc nie zostaną otrzymane odpowiedzi dotyczące stanu zaawansowania zadań uruchamianych w odległych systemach komputerowych),
- 2) umożliwiająca otrzymanie informacji dotyczącej konkretnego polecenia na poziomie lokalnego Systemu TZZ (stosowana dla makrokomend TRANSFER wykorzystywanych do przesłania zbioru),
- 3) umożliwiająca otrzymanie informacji o stanie zaawansowania konkretnego zlecenia (zadania uruchamianego w odległym systemie komputerowym) na poziomie lokalnego i odległego Systemu TZZ.

Trzecia z makrokomend, makrokomenda MODIFYORDER służy do skasowania uprzednio wydanej makrokomendy TRANSFER. Podobnie jak w przypadku makrokomendy WHAORDER, polecenie może być wykonywane na poziomie lokalnego (stosowane w przypadku transferu zbiorów) bądź lokalnego i odległego Systemu TZZ (stosowane dla transferu zadań).

Ostatnia z makrokomend, makrokomenda MAIL, służy do otrzymywania zawartości skrzynki pocztowej użytkownika. Generowane przez System TZZ raporty, dotyczące postępu w realizacji zlecenia są w trakcie jego realizacji wyprowadzane na końcówkę interakcyjną oraz wprowadzane do skrzynki pocztowej użytkownika, w związku z czym nie musi on na bieżąco śledzić raportów (np.: może wyłączyć końcówkę), ponieważ ma możliwość otrzymania ze swojej skrzynki wszystkich zgromadzonych w niej od ostatniego opróżnienia raportów Systemu TZZ.

4. PRZYKŁADOWE WYKORZYSTANIE USŁUG SYSTEMU TZZ

Początkowo użytkownik, który życzy sobie wykonania obliczeń w odległym systemie komputerowym w trybie wsadowym współdziała z lokalnym systemem operacyjnym w celu utworzenia zbioru zawierającego opis zadania. Opis ten powinien zawierać co najmniej jedną makrokomendę TRANSFER, potrzebną do zwrotnego transferu wyników obliczeń do systemu lokalnego

względem użytkownika. Podobnie w celu otrzymania pełnego monitorowania z przebiegu wykonywania zadania, użytkownik umieszcza w opisie drugą makrokomendę TRANSFER, tym razem definiującą transfer oczekujący utworzonego zbioru monitorowania jego zadania. Następnie wydaje makrokomendę TRANSFER dotyczącą przeniesienia zbioru z zadaniem do odległego systemu. Po jej wydaniu może kontynuować pracę w lokalnym systemie, otrzymując jednocześnie komunikaty o przebiegu realizacji wydanego polecenia (z perspektywy usług Systemu TZZ). W dowolnym momencie może zapytać o postęp w wykonywaniu zadania wykorzystując makrokomendę WHATORDER. Po wykonaniu zadania dokumenty wyjściowe są rozsyłane do określonych w makrokomendach TRANSFER miejsc docelowych (np.: zdalna drukarka systemu, w którym użytkownik). Możliwe jest również postępowanie odmienne, charakteryzujące się tym, że wysłane zadanie nie zawiera żadnych makrokomend TRANSFER, natomiast wyniki zadania są zapamiętywane w pamięci zbiorów odległego systemu. W tym przypadku użytkownik może w dowolnym czasie (po zakończeniu przetwarzania zadania) ściągnąć zbiory do swojego lokalnego systemu wydając makrokomendę TRANSFER definiującą tzw. transfer odwrotny (kierunek transferu; od systemu odległego do systemu lokalnego).

5. PODSUMOWANIE

Użytkownik wykorzystujący powyżej opisane usługi Systemu TZZ może posługiwać się nimi w sposób analogiczny do tradycyjnych usług systemów komputerowych, tzn. zarówno z zadania interakcyjnego, jak i zadania wsadowego. Umożliwiają one użytkownikowi:

- a) przenoszenie zbioru między różnymi KO,
- b) przesłanie zadania do uruchomienia w odległym systemie komputerowym oraz otrzymanie wyników z jego przetwarzania,
- c) zaniechanie wykorzystania zadania w odległym systemie komputerowym,
- d) zaniechanie wykonywania wydanego polecenia,
- e) uzyskanie informacji o stanie zaawansowanej wykonywanej usługi.

Realizowane przez tego rodzaju System TZZ usługi pozwalają na zdefiniowanie transferu poprzez jeden zapis w dowolnym języku programowania, co znakomicie ułatwia ich implementację w różnych językach.

LITERATURA

- [1] Huzar Z., Kwiatkowski J.: Protokół transferu i manipulacji zadaniami dla sieci MSK, MSK-KO-1305-DP/10, Centrum Obliczeniowe Politechniki Wrocławskiej, Raport Serii Sprawozdania Nr 16/84, Wrocław 1984.
- [2] Kaszuba R., Kwiatkowski J., Skoczylas L.: Usługi transferu zbiorów i

zadań w KO ODRA 1305, MSK-KO-1305-DE/2, Centrum Obliczeniowe Politechniki Wrocławskiej, Raport Serii Sprawozdania Nr 26/84, Wrocław 1984.
[3] Kaszuba R., Protokół transferu zbiorów dla MSK, MSK-KO-1305-DP/9, Centrum Obliczeniowe Politechniki Wrocławskiej, Raport Serii Sprawozdania Nr 16, Wrocław 1983.

MODEL OF FILE TRANSFER SERVICE IN COMPUTER NETWORK

The range of informatics services provided by a computer network is constituted by aggregate services of individual computers and possibilities of using computers together. Paper deals with one of services based on a combined use of computers - a file and job transfer service. It gives a general concept of a system providing the service as well as an example of a service access languages. This is based on solutions undertaken in the MSK computer network.

МОДЕЛЬ ПЕРЕДАЧИ ФАЙЛОВ И ЗАДАЧ В ВЫЧИСЛИТЕЛЬНОЙ СЕТИ

Объём информатических услуг вычислительной сети определяется совокупностью услуг предоставляемых отдельными вычислительными машинами и возможностями их совместного использования. В статье рассматривается одна из услуг, основанных на совместном использовании услуг разных машин - передача файлов и задач. Предлагается общая концепция системы, предоставляющей эту услугу и пример языка доступа к такой услуге. Обзор основан на решениях, принятых в вычислительной сети MSK.

blokady przesyłowe,
krążący znacznik,
analiza deterministyczna

Jerzy KONORSKI *

SOLVING THE PROBLEM OF STORE-AND-FORWARD
DEADLOCKS IN PACKET-SWITCHING COMPUTER COMMUNICATION
NETWORKS

Store-and-forward deadlock (SFD) is a situation in which there is a group of packets that cannot move towards their destination nodes because of circular waiting for acceptance by the nodes requested to be to be visited next. The problem is to find a rule which controls the flow of packets through the network in such a way that i) a packet leaves a node only upon acceptance by the next node, ii) arbitrary routing rule is allowed, iii) SFDs are prevented. A new method of SFD prevention is presented which exploits the idea of circulating token: only a packet carrying a token is allowed to seize the last free buffer in a given node.

1. NETWORK DESCRIPTION

A packet-switching network consists of nodes connected via channels. Each node stores packets using its buffer pool and is able to perform normal store-and-forward operations like accepting/rejecting input packets and routing, queueing and transmitting output packets. Typical network protocols require that packet identifiers should be attached to packets on entering the network in order for all packets in the network to be distinguishable. Thus one might say that a global classification of packets is introduced with the constraint that no two packets in the network can belong to the same global class. In general, for flow control and/or deadlock freedom purposes, some local classification is also needed i.e., assigning packets to local classes in each node. As for routing, assume that there is a prespecified set of potential packet routes (i.e., sequences of consecutively visited nodes). To formalize, a packet-switching

* Politechnika Gdańska, Instytut Telekomunikacji

network will be described as a quintuple $\langle N, b, G, L, P \rangle$ where N, G, L and P are finite nonempty sets and $b: N \rightarrow \{1, 2, \dots\}$ is a function with the following interpretation: N - set of network nodes, b_n - buffer pool size in node n (i.e., the number of buffers each of which can hold one packet) G - set of global classes, $L = \bigcup_{n \in N} L_n$ - set of local classes (a packet visiting node n is assigned to one of the local classes belonging to L_n), $P \in N^*$ - set of packet routes (N^* is the set of all sequences the elements of which belong to N). Let $\|P\|$ be the maximal length of a route in P and $R \in N \times N$ be the set of pairs (m, n) such that n immediately follows m in some route in P . In accordance with practical solutions applied in many existing networks we treat buffer pools in nodes as reusable resources which satisfy the "mutual exclusion", "wait-for" and "no-preemption" conditions [2] thereby making the occurrence of a SFD possible.

A network state is of the form $X = \bigcup_{n \in N} X_n \subseteq G \times L \times R$ where X_n is node n state defined as $X_n = \{(g, l, n, n') \mid g \in G \text{ and } l \in L_n \text{ and } (n, n') \in R\}$ and (g, l, n, n') represents a packet, g and l being its global and local class respectively, n - node currently visited, n' - node requested to be visited next. Thus X_n is the set of packets currently visiting node n . $S_n = \{X_n \mid |X_n| \leq b_n\}$ and $S = \{X \mid X_n \in S_n \text{ for all } n \in N\}$ are the sets of feasible node n states and network states respectively ($|\cdot|$ denotes cardinality). An action causing state transition will be called packet move; by this we mean, like in [11], either generation (acceptance of a packet by its source node) or passing (acceptance of a packet by the node requested to be visited next and subsequent removal of this packet from the node visited previously) or consumption (removal of a packet from its destination node). Let $A_n \subseteq L \times S_n$ be the accepting set in node n that is, (g, l, m, n) can pass iff $(l, X_n) \in A_n$. This applies to generation as well (in which case we assume that m is an "artificial" node outside the network) whereas consumption is always allowed.

As a result of a packet move we shall observe a network state transition. Let $\text{mod}_{(g, l, m, n)}: S_m \times S_n \rightarrow 2^{S_m \times S_n}$ be a function which governs network state transitions due to packet (g, l, m, n) passing. If (X_m, X_n) were the states of nodes m and n just before passing then the resulting network state should satisfy the following constraints: $(X'_m, X'_n) \in \text{mod}_{(g, l, m, n)}(X_m, X_n)$ and $X'_n = X_n$, for all $n' \neq m, n$. In case of generation (consumption) only source (destination) node state will be in-

volved in the corresponding state transition.

A rule which controls packet moves and performs subsequent state transitions, or a controller, can now be defined as a triple $C = \langle L, A, \text{mod} \rangle$ with $A = \{A_n \mid n \in \mathbb{N}\}$ and $\text{mod} = \{\text{mod}_{(g,l,m,n)} \mid (g, l, m, n) \in G \times L \times R\}$. Note that controllers in which acceptance/rejection decisions are not memoryless with respect to packet histories (cf. time stamping mechanism [10]) or to node state (cf. variable buffer subpool sizes [5]) do not answer to the above description. Controllers in which two or more nodes cooperate in acceptance/rejection decision making are also excluded.

2. THE NOTION OF SFD-FREEDOM

State $X'' \in S$ is reachable from state $X' \in S$ with controller $C = \langle L, A, \text{mod} \rangle$ iff there exists a finite (possibly empty) sequence of packet moves accepted by A that changes state X' into X'' according to mod . Let $S_C^r(X)$ denote the set of network states reachable from state X with respect to controller C and X_0 will denote the initial network state (e.g., $X_0 = \emptyset$). Controller C is SFD-free if

$$X_0 \in S_C^r(X) \quad \text{for all } X \in S_C^r(X_0) \quad (1)$$

The above almost explicitly relates SFD-free packet-switching networks to active Petri nets. Note that because of the possibility of indefinite looping, "if" cannot be replaced by "iff".

3. THE CIRCULATING TOKEN CONTROLLER

We allow two kinds of packets to flow within the network: user packets and controller packets. Let $L_n = \{0, 1\}$ for all $n \in \mathbb{N}$. The idea is to keep one free buffer in each node reserved for a local class 1 packet (whether user or controller packet) and to allow only one such packet to be present in the network at any instant of time. This packet will be said to possess the token. Initially, a controller packet is generated and assigned to local class 1 (i.e., $X_0 = \{(g_0, 1, m_0, n_0)\}$). A user packet requesting for generation is considered local class 0 packet and assigned to local class 0 on generation. Let $f_n = b_n - |X_n|$ be the number

of currently free buffers in node n and x_{n1} be the number of packets in node n assigned to local class 1. The accepting sets take the form

$$A_n = \{(0, x_n) \mid f_n > 1 \text{ or } (f_n = 1 \text{ and } x_{n1} > 0)\} \cup \{(1, x_n) \mid f_n > 0\} \quad (2)$$

for all $n \in N$. For the sake of flexibility of the controller we assume that upon acceptance by a node a packet possessing the token may transfer it to one of the packets currently visiting this node (this is compulsory whenever a packet possessing the token is to be consumed; if all packets in the node are waiting for consumption, generation of a controller packet of local class 1 is needed). The (tedious) exercise of specifying the function mod will be omitted. Basing on (1) it is easy to prove

Theorem 1. If $\|P\| < \infty$ and the relation R in N corresponds to a strongly connected graph then the circulating token controller is SFD-free.

4. COMPARISON OF SFD-FREE CONTROLLERS

Below we briefly discuss the performance of several SFD-free controllers with respect to resource utilization, routing and buffer requirements, adaptation to changes of packet routes, complexity of implementation etc. Our comparison involves the following SFD-free controllers: a) MS[8], GL[6,7,5,9], TU (forward/backward count and forward/backward state)[11] whereby loop- or knot-free relations between packets are constructed by means of structuring buffer pools and adopting schemes like "hop-so-far" or "hop-to-do" or "peaks-and-valleys" etc. for local classification, b) GL[3] which relies on division of the graph corresponding to R into two DAGs, c) BBG[1] which prevents only direct SFDs by means of reserving one free buffer in each pair of adjacent nodes and using it for exchange of packets whenever SFD is about to occur, d) GLB[4] whereby a special reservation scheme ensures that for every cycle in R there exists at least one free buffer in one of the nodes forming that cycle, e) Circulating Token (CT), described above.

Let us begin with resource utilization. Informally, " C'' " is at least as good as " C' " if it accepts all packet moves accepted by C' [11]. One can easily check that "at least as good" gives only a partial ordering of the set of all conceivable controllers. Another way of comparing controllers is to consider reachable states instead of acceptable packet moves. Given

two controllers, C' and C'' , we choose one of them, say C' , as a reference controller and ask how many network states distinguishable to C' can be reached with both controllers. $C' \overset{C}{\prec} C''$ will read " C'' is at least as good as C' with C as the reference controller" ($C=C'$ or C''). Obviously, this relation produces a linear ordering of all conceivable controllers. It is well known that controller TU/forward state is optimal in the sense of "at least as good" relation within group a) controllers. The following theorem, stated here without proof, confirms the superiority of the CT controller to all group a) controllers.

Theorem 2. $TU \overset{TU}{\prec} CT$.

The comparison of our SFD-free controllers with respect to other performance criteria is outlined below and places again the CT controller in a favourable position.

Buffer requirements: a) $b_n \geq |L_n|$ for all $n \in N$, b) $b_n = \infty$ in root nodes of one of the DAGs and $b_n \geq 2$ in nonroots, c) $b_n \geq 2$ for nodes with reserved buffers, d) $\sum_{n \in N} b_n > \text{number of cycles in } R$, e) none.

Routing requirements: a) fixed routing preferred and $\|P\| < \text{prespecified finite value}$, b) relatively frequent rerouting, c) cycles of length > 2 not allowed in R , d) possibly few cycles in R , e) $\|P\|$ finite.

Complexity of state transition: a) check up to $|L_n|$ inequalities, b) knowledge of DAGs needed and check along which DAG the packets are to be directed, c) check l , f_n and nodes requested to be visited next by all packets in node n and special acknowledgements needed, d) knowledge of cycles in R needed and a special reservation procedure to be performed, e) check up to 3 inequalities and relatively infrequent generation of a controller packet needed.

Adaptation to changes of packet routes: a) changes must not increase prespecified route lengths, b) rearrangement of DAGs needed leading occasionally to a SFD, c) none, d) rearrangement of cycles needed leading occasionally to a SFD, e) good provided that the token is not lost or duplicated.

5. REFERENCES

1. Błażewicz, J. et al.: Deadlock-Resistant Flow Control Procedures for Store-and-Forward Networks, Rep.R.50, Ist. di Analisi dei Sistemi ed

Informatica, 1982

2.Coffman, E.G. et al.: System Deadlocks, Comp. Surveys, 2, 3, 1971, 47-68

3.Gelernter, D.: A DAG-Based Algorithm for Prevention of Store-and-Forward Deadlocks in Packet Networks, IEEE Trans. on Computer, C-30, 10, 1981, 709-715

4.Gelernter, D. and Bertapelle, K.: General and Topology-Specific Algorithms for Store-and-Forward Deadlock Prevention in Packet Networks, Tech. Rep. 80/018, State Univ. of New York, Stony Brook 1980

5.Giessler, A. et al.: Flow Control Based on Buffer Classes, IEEE Trans. on Comm., COM-29, 4, 1981, 436-443

6.Günther, K.: Prevention of Buffer Deadlock in Packet-Switched Data Transport Systems, ibidem, 512-524

7.Günther, K.: Prevention of Buffer Deadlock in Packet-Switching Networks, Proc. IFIP-IIASA Workshop on Data Comm., Laxenburg 1975

8.Merlin, P.M. and Schweither, P.J.: Deadlock Avoidance in Store-and-Forward Networks - I: Store-and-Forward Deadlock, IEEE Trans. on Comm., COM-28, 3, 1980, 345-354

9.Raubold, E. and Hähle, J.: A Method of Deadlock-Free Resource Allocation and Flow Control in Packet Networks, Proc. ICC, Toronto 1976

10.Toueg, S.: Deadlock- and Livelock-Free Packet-Switching Networks, Proc. ACM Symp. Theory Comput., Los Angeles 1980, 94-99

11.Toueg, S. and Ullman, J.D.: Deadlock-Free Packet-Switching Networks, SIAM J. Comput., 10, 3, 1981, 594-611

ROZWIĄZYWANIE PROBLEMU BLOKAD PRZESYŁOWYCH W SIECIACH TELEINFORMATYCZNYCH Z KOMUTACJĄ PAKIETÓW

W referacie wprowadzono formalny opis sieci teleinformatycznej z komutacją pakietów przydatny do określenia sieci wolnej od blokad przesyłowych (ang. store-and-forward deadlock). Podano metodę przeciwdziałania blokadom przesyłowym opartą na krążącym znaczniku i dokonano porównania z metodami znanymi z literatury. Przy porównaniu brano pod uwagę kilka deterministycznych wskaźników jakości pracy sieci.

РЕШЕНИЕ ПРОБЛЕМЫ ТУПИКОВЫХ СОСТОЯНИЙ НА СЕТИ ПАКЕТНОЙ КОМУТАЦИИ

В работе дается новый метод, обеспечивающий устранение тупиковых состояний, при котором на сети кружит один жетон и только для пакета, имеющего этот жетон, доступен последний свободный блок в данном узле сети. Новый метод сравнивается с несколькими известными методами, а особенно с методом, заключающимся в структурализации памяти блоков в узлах сети.

sieci komputerowe,
ocena efektywności protokołów,
symulacja,
numeryczne sieci Petriego

Krzysztof KOSARZYCKI*, Janusz RAJSKI*, Maciej STROIŃSKI**

PROPER - SYMULATOR NUMERYCZNYCH SIECI PETRIEGO I JEGO ZASTOSOWANIE DO BADANIA PROTOKOŁÓW

W artykule opisano symulator protokołów modelowanych Numerycznymi Sieciami Petriego. Na wstępie zaprezentowano metodę modelowania. W zasadniczej części artykułu przedstawiono budowę symulatora i jego walidację za pomocą funkcji sterowania przepływem. Artykuł kończą uwagi o koszcie symulacji.

1. WSTĘP

PROPER - Symulator Numerycznych Sieci Petriego zaprojektowano i zrealizowano dla wspomagania prac związanych z projektowaniem i badaniem protokołów sieci komputerowych[2]. Numeryczne Sieci Petriego wybrano jako metodę modelowania protokołów stosując kryteria mocy opisowej metody i jej symulacyjnego zastosowania[4]. Podstawą konstrukcji symulatora była technika symulacji zdarzeń dyskretnych i strategia interakcji procesów. Symulator zaprogramowano w języku FORTRAN dla zestawu komputerowego ODRA 1305 pracującego pod kontrolą systemu operacyjnego GEORGE 3.

2. NUMERYCZNE SIECI PETRIEGO I JĘZYK WEJŚCIOWY SYMULATORA

Numeryczne Sieci Petriego (NPN) są rozszerzeniem klasycznych Sieci Petriego[7]. W NPN: znaczniki mogą mieć dowolną naturę i wartość; z siecią skojarzona jest pamięć zapisu i odczytu; warunki gotowości i reguły odpalenia są dla każdej krawędzi indywidualne i niezależne; warunek gotowości przejścia składa się z warunków krawędzi wejściowych i warunku logicznego na danych z pamięci; akcja odpalenia przejścia zawiera pobranie znaczników z miejsc wejściowych, wykonanie ewentualnych operacji na pamięci oraz umieszczenie znaczników w miejscach wyjściowych. Dla modelowania rzeczywistych protokołów sieci komputerowych wprowadzono dodatkowe modyfikacje NPN[1]: związane z przejściami operacje mogą być zastąpione przez ciąg instrukcji, określone miejsca w sieci mogą być trakto-

* Politechnika Poznańska, Ośrodek Informatyki

** Politechnika Poznańska, Instytut Automatyki

wane jak kolejki (np. znaczników), pewne krawędzie mogą być etykietowane atrybutami znaczników.

W pracy[8] wprowadzono do NPN przejście czasowe, które na czas określony przez zmienną losową T rezerwowało znaczniki biorące udział w odpaleniu. Tak zdefiniowany czas nie jest jednak wystarczający dla modelowania i symulacji protokołów. W związku z powyższym przyjęto dla symulatora dwa rodzaje czasów[5]: czas trwania przejścia (z rezerwacją znaczników wejściowych) interpretowany jako czas realizacji operacji skojarzonej z przejściem i czas opóźnienia odpalenia przejścia (z dostępnością znaczników wejściowych dla innych przejść w sieci). Każdy z tych czasów może być określony stałą lub zmienną losową o rozkładach: normalnym, Erlanga i Poissona.

W celu wprowadzenia do symulatora opisu modelu NPN zaprojektowano język wejściowy i zrealizowano jego translator. Przejścia w modelu NPN stanowią bazę opisu w języku wejściowym symulatora. Miejsca i krawędzie są podporządkowane przejściom i nie występują samodzielnie w opisie.

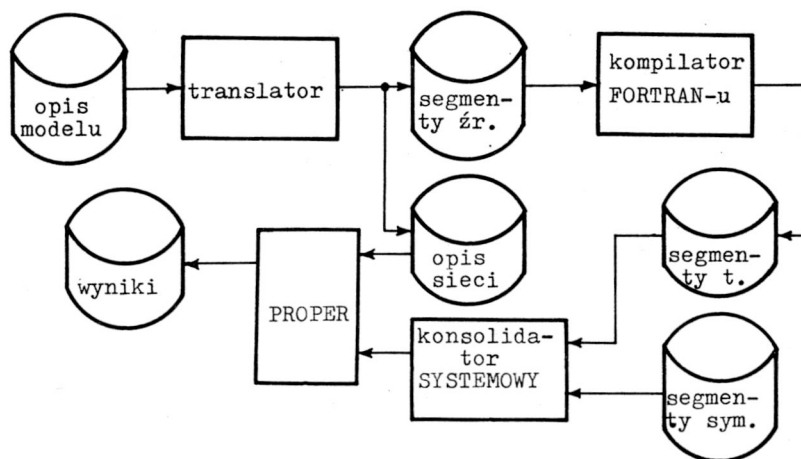
Opis modelu przygotowany przez użytkownika symulatora składa się z trzech części. Pierwsza zawiera opis zmiennych skojarzonych z pamięcią sieci, druga - opis znakowania początkowego w sieci, trzecia - opis połączeń i opis ruchu znaczników w sieci. W opisie tym wykorzystuje się funkcje pomocnicze, za pomocą których zapisuje się warunki gotowości oraz wejściowe i wyjściowe reguły odpaleń. Przykładowy opis modelu w języku wejściowym symulatora przedstawiono w rozdziale 4.

Efektom pracy translatora języka wejściowego symulatora są: zbiór dyskowy zawierający struktury danych odzwierciedlające topologię modelu oraz segmenty źródłowe FORTRAN-u opisujące reguły i warunki odpalania przejść. Zastosowanie tych produktów w procesie symulacji omówiono w następnym rozdziale.

3. BUDOWA SYMULATORA

Program symulatora składa się ze zbioru skompilowanych procedur, które po dołączeniu, za pomocą konsolidatora, segmentów powstałych w wyniku działania translatora języka wejściowego i kompilatora FORTRAN-u tworzą gotowy do uruchomienia program binarny symulator konkretnego protokołu (lub ogólniej sieci NPN będącej modelem obiektu rzeczywistego). Idea systemu symulacji protokołów przedstawiona jest na rys.1.

Symulator sterowany jest strukturami danych powstałymi na etapie translacji języka wejściowego i w czasie symulacji nie jest możliwe wprowadzenie zmian w topologii modelu. Możliwe są natomiast zmiany o charakterze ruchowym, np. zmiana położenia znaczników itp., realizowane



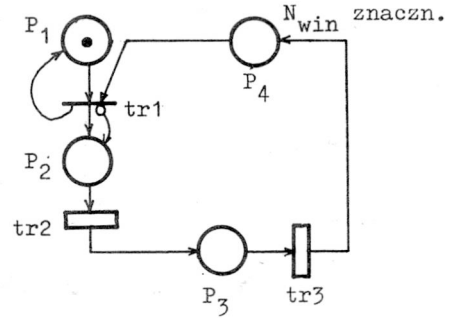
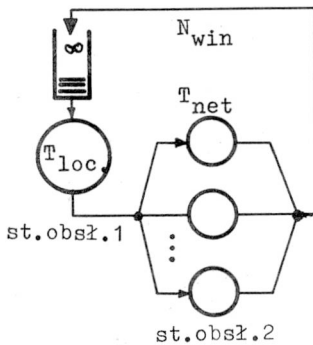
Rys. 1. System symulacji protokołów
Fig. 1. Protocol simulation system

za pośrednictwem modułu interakcji z użytkownikiem. Podczas pracy symulatora procedury śledzące składują w zbiorze WYNIKI informacje o stanie miejsc wskazanych przez użytkownika, tj. liczbie i charakterze znaczników w nich przebywających, a także bieżący czas symulacji i historię przejść znaczników w modelu. Dane te wyprowadzane są w formie graficznej oddzielnym programem. Użytkownik może dopisać własne programy przetwarzania informacji wyjściowych symulatora. Ze względu na brak miejsca nie podajemy bardziej szczegółowych algorytmów symulatora. Można je znaleźć w [2].

4. WALIDACJA SYMULATORA

Walidacja symulatora jest złożonym procesem obejmującym uwiarygodnienie modelu i ocenę poprawności wyników symulacji. Proces ten jest realizowany przez: odniesienie wyników symulacji do wyników pomiarów obiektu rzeczywistego i/lub porównanie z dobrze udokumentowanymi wynikami rozwiązań analitycznych [3]. W przypadku omawianego symulatora walidację przeprowadzono przez porównanie z wynikami uzyskanymi przez Sunshine [6] dla modelu funkcji sterowania przepływem protokołu transportowego.

Równoważne uproszczone modele funkcji sterowania przepływem: kolejkowy model Sunshine oraz model NPN przedstawiono na rys. 2. Stanowisko obsługi 1 reprezentuje źródło pakietów transmitowanych szere-



Rys. 2. Równoważne modele funkcji sterowania przepływem
Fig. 2. Equivalent models of flow control function

gowa do sieci. System obsługi 2 zawiera nieskończoną liczbę równoległych stanowisk obsługi reprezentujących równoległą transmisję pakietów przez sieć, przetworzenie pakietów w punkcie docelowym i powrót potwierdzenia. Czas obsługi stanowiska 1, T_{loc} , jest równy średniemu czasowi transmisji pakietu od komputera obliczeniowego do węzła sieci. Czas obsługi stanowiska 2, T_{net} , jest równy średniemu czasowi przejścia "po pętli" pakietów przez sieć. Liczba pakietów, która może być wprowadzona do sieci określona jest przez rozmiar okna N_{win} . Jeśli N_{win} pakietów znajduje się w sieci, to źródło jest blokowane dla transmisji nowych pakietów przez mechanizm sterowania przepływem. Stosunek średnich czasów obsługi dwóch stanowisk jest równy:

$$\text{RHO} = \frac{T_{\text{local}}}{T_{\text{net}}} \quad (1)$$

Przyjmując niezależne, o rozkładzie wykładniczym czasy obsługi, można obliczyć wykorzystanie przepustowości stanowiska obsługi 1 według wzoru:

$$\text{UT}(N_{\text{win}}, \text{RHO}) = 1 - \frac{1}{\sum_{i=0}^{N_{\text{win}}} \frac{N_{\text{win}}!}{(N_{\text{win}}-i)!} \text{RHO}^i} \quad (2)$$

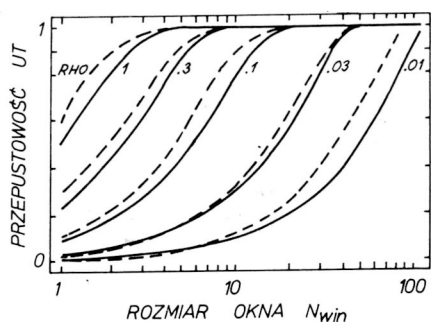
W modelu NPN miejsce P_1 wraz z przejściem tr1 tworzą generator pakietów (zaczeków), który może być interpretowany jako nieskończona kolejka wejściowa stanowiska obsługi 1. Z miejsca P_1 pobierany jest jeden znacznik do miejsca P_2 , które wraz z przejściem czasowym tr2 modeluje stanowisko obsługi 1. Pobieranie to odbywa się sekwencyjnie, tak długo dopóki w miejscu P_4 znajdują się znaczniki, których ilość odpowiada rozmiarowi aktualnie dostępnego okna. Znacznik z miejsca P_2 po czasie T_{local} przekazywany jest do miejsca P_3 , które wraz z przejściem czasowym tr3 modeluje stanowiska obsługi 2. Znaczniki z miejsca P_3 po czasie T_{net}

powracają do miejsca P_4 . Odpowiada to otrzymaniu potwierdzenia przez źródło i zwiększeniu rozmiaru okna. Na rys.3. przedstawiono opis tego modelu w języku wejściowym symulatora dla wykładniczych czasów obsługi, $RHO=1$ i wartości średniej $T_{net}=150ms$.

DECLARATIONS	FI CONTINUE	TI E 150.
INITIAL-MARKING	OU 1	IN 1
:PTK(1)	NO 2	NS 3
TRANSITIONS	FO :PTK1(2,15)	EI STK1(3,15)
TR 1	TR 2	FI :GTK1(3,15)
IN 3	TI E 150.	OU 1
NS 1	IN 1	NO 4
EI STK(1)	NS 2	FO :PTK(4)
FI :GTK(1)	EI STK1(2,15)	END
NS 4	FI :GTK1(2,15)	
EI STK(4)	OU 1	
FI :GTK(4)	NO 3	
NS 2	FO :PTK1(3,15)	
EI STK0(2)	TR 3	

Rys. 3. Opis modelu NPN w języku wejściowym symulatora
Fig. 3. Description of NPN model in simulator input language

W procesie walidacji symulatora zrealizowano szereg eksperymentów symulacyjnych dla omówionego wyżej modelu, przyjmując pięć różnych wartości RHO ($RHO=1, 0.3, 0.1, 0.03, 0.01$) i różne rozmiary okna odpowiednio dla poszczególnych RHO (okno=(1,2,3,4); (1,2,3,5,10); (1,2,3,5,10,20); (1,5,10,20,30,50); (1,5,10,20,30,50,100)). Miejsca P_2 i P_4 podlegały śledzeniu. Wykorzystanie czasu stanowiska obsługi 1 uzyskano z stosunku czasu zajętości miejsca P_2 (sumaryczny czas przebywania znaczników w miejscu P_2) do całego czasu eksperymentu symulacyjnego. Otrzymane wyniki symulacji zestawiono z wynikami uzyskanymi analitycznie w [6] na rys.4. Uzyskano satysfakcjonującą zgodność wyników.



— wyniki otrzymane analitycznie
- - wyniki symulacji

Rys. 4. Wykorzystanie przepustowości UT w funkcji rozmiaru okna sterowania przepływem N_{win}

Fig. 4. Throughput factor utilization versus flow control window size N_{win}

Dla powyższych przykładów oceniono także koszty symulacji. Czas procesora dla symulacji powyższego przykładu zawierał się od 3.17 min (dla $RHO=1$, $N_{win}=1$ i 10000 jednostek czasu symulacji) do 15.14 min (dla $RHO=0.01$, $N_{win}=30$ i 500 jednostek czasu symulacji). Program symulatora zajmuje 44k słów pamięci.

LITERATURA

1. CELLARY W., SAJKOWSKI M., STROIŃSKI M., "Defining a Transport Layer Using Numerical Petri Nets", Proc.First Int.Conf.on Computers and Applications, Peking, China, June 1984, IEEE Press, str.353-360.
2. KOSARZYCKI K., "Modelowanie Protokołów Wymiany w Sieciach Komputerowych", Praca magisterska, PP Wydz.Elekt.,1985 (w przygotowaniu).
3. LANDWEHR C.E., "Applying Software Engineering to Protocol Simulation", Simulation, vol.36, No 5, Nov. 1981, str.157-164.
4. SAJKOWSKI M., STROIŃSKI M., "Evaluation of Formal Methods for Communication Protocol Designers Viewpoint", Proc.5th Int.Conf. on Soft. Eng. for Telecomm. Switching Systems, Lund, Sweden, 1983, str.37-42.
5. STROIŃSKI M., "Numeryczne Sieci Petriego z czasem", Opracowanie wewnętrzne, niepublikowane, 1982.
6. SUNSHINE C.A., "Efficiency of Interprocess Communication Protocols for Computer Network", IEEE Trans.on Comm., vol.COM-25, No 2, Feb. 1977, str.287-293.
7. SYMONS F.J.W., "Modelling and Analysis of Communication Protocols Using Numerical Petri Nets, Ph.D.Thesis, Dept. of Electr.Eng., University of Essex, May 1978.
8. SYMONS F.J.W., "The Description and Definition of Queueing Systems by Numerical Petri Nets", A.T.R., vol.13, No 2, 1980, str.20-31.

PROPER - THE SIMULATOR OF NUMERICAL PETRI NETS
AND HIS APPLICATION TO PROTOCOL INVESTIGATION

In this paper the simulator of protocols described by Numerical Petri Nets is presented. First, the modeling method is given. In the main part of the paper the simulator structure and validation is discussed. Validation process is realized by means of flow control function. Finally, some remarks on simulation cost are given.

ПРОПЕР - ИМИТАТОР ЧИСЛОВЫХ СЕТЕЙ ПЕТРИ
И ЕГО ПРИМЕНЕНИЕ В ИССЛЕДОВАНИИ ПРОТОКОЛОВ

В статье описан имитатор протоколов, моделированных числовыми сетями Петри. Представлен метод моделирования, конструкция имитатора и его проверка при помощи функции управления потоками. В заключении статьи дана информация о стоимости моделирования.

baza danych,
synchronizacja transakcji,
blokada predykatów

Małgorzata KOWALCZYK

SYNCHRONIZACJA WSPÓŁBIEŻNYCH
TRANSAKCYJ W SYSTEMIE ROZPROSZONEJ BAZY DANYCH Z
WYKORZYSTANIEM BLOKAD PREDYKATÓW

W systemach rozproszonej bazy danych (SRBD), w których dopuszcza się możliwość współbieżnej realizacji kilku transakcji, konieczne jest wprowadzenie modułu synchronizacji współbieżnych transakcji mających dostęp do wspólnych zasobów. Zadaniem modułu synchronizacji w SRBD jest niedopuszczenie do utraty semantycznej poprawności danych oraz do powstania zastoju. Zapewniając poprawną synchronizację współbieżnych transakcji w SRBD można jednocześnie zagwarantować, że możliwie najwięcej transakcji będzie przetwarzanych współbieżnie i w ten sposób znacznie poprawić skuteczność SRBD. Większość dotychczas opracowanych algorytmów synchronizacji nie brała pod uwagę możliwości maksymalizacji liczby transakcji przetwarzanych równolegle. Zastosowanie techniki blokad predykatów do synchronizacji pozwala zwiększyć liczbę transakcji, które mogą być wykonywane współbieżnie.

W systemach rozproszonej bazy danych (SRBD), w których dopuszcza się możliwość współbieżnej realizacji kilku transakcji, konieczne jest wprowadzenie modułu synchronizacji współbieżnych transakcji mających dostęp do wspólnych zasobów. Jeżeli system będzie pozbawiony takiego modułu, może dojść do sytuacji traktowanych jako awarie systemu, zastoje lub jako niepoprawne działanie systemu, np.: zagubienie transakcji, zagubienie zasobu, utrata semantycznej poprawności danych itp.. Dlatego też podstawowym zadaniem modułu synchronizacji w SRBD jest zapewnienie, że nie wystąpi utrata semantycznej poprawności danych przechowywanych w rozproszonej bazie danych (RBD) oraz, że nie dojdzie do powstania zastoju w przypadkach krytycznych.

Jednocześnie zapewniając poprawną synchronizację współbieżnych transakcji w SRBD należy pamiętać, że wprowadzenie rozproszenia zasobów sprzętowych i programowych charakterystyczne dla systemów rozproszonych miało na celu przede wszystkim zwiększenie stopnia współbieżności^x systemu przez zapewnienie, że możliwie najwięcej transakcji jest realizowanych współbieżnie. W ten sposób można zwiększyć przepu-

^x Stopień współbieżności definiuje się jako maksymalną liczbę transakcji przetwarzanych równolegle w systemie.

stowość SRBD i poprawić jego skuteczność zwłaszcza w zakresie takiej miary jak średni czas odpowiedzi systemu. Większość dotychczas opracowanych algorytmów synchronizacji dla SRBD nie uwzględniała możliwości maksymalizacji liczby transakcji przetwarzanych równolegle w systemie.

Problem maksymalizacji liczby transakcji realizowanych współbieżnie sprowadza się do określenia rozmiaru jednostki blokady, tzn. wielkości zbioru jednostek bazy danych, które czasowo są niedostępne dla operacji innych transakcji współbieżnie przetwarzanych w SRBD. Im mniejszy rozmiar jednostki blokady, tym większa liczba transakcji będzie realizowana współbieżnie.

Znane dotychczas algorytmy synchronizacji nie brały pod uwagę wielkości jednostki blokady; np. Alsberg [1] jako jednostkę blokady przyjmuje całą bazę danych, Rosenkrantz [5] nie precyzuje rozmiaru jednostki blokady, natomiast Thomas [6], Bernstein [2], Ellis [3] przyjmują pojedynczą jednostkę bazy danych - co jest mało realne i prowadzi do powstania nowych problemów. W środowisku bazy danych jest bardziej prawdopodobne i powszechne, że transakcja nie będzie żądać dostępu do pojedynczych jednostek bazy danych, lecz do pewnego podzbioru jednostek bazy danych o wspólnej własności. Dlatego też bardziej prawidłowe wydaje się zablokowanie podzbioru jednostek bazy danych o wspólnej własności w miejsce pojedynczych jednostek. Takie postępowanie uzasadnia również zaleta jaką posiada blokada podzbioru jednostek bazy danych, a jest nią wyeliminowanie zjawiska fantomów [4], które może również doprowadzić do naruszenia spójnego stanu bazy danych. Ze względu na wymaganie utrzymania spójności, konieczne jest zablokowanie wszystkich istniejących i nieistniejących jednostek bazy danych. Przyjęcie pojedynczej jednostki bazy danych jako jednostki blokady nie zabezpiecza przed powstaniem zjawiska fantomów. Ponadto dostęp do pojedynczej jednostki bazy danych wymaga znajomości jej klucza identyfikacji, co w wielu przypadkach jest praktycznie niemożliwe.

Jednakże dokładne określenie podzbioru jednostek bazy danych, do których transakcja żąda dostępu jest również trudne. Zaproponowana przez Eswarana technika blokady predykatów [4] pozwala w większości przypadków dokładnie zidentyfikować podzbiór jednostek bazy danych, na których transakcja wykonuje operacje odczytania lub aktualizowania. W ten sposób umożliwia przyjęcie najmniejszej jednostki blokady, tzn. pola rekordu. Ponadto zastosowanie blokad predykatów do synchronizacji transakcji pozwala zmniejszyć ryzyko powstania awarii lub błędu systemu. Wszelkiego rodzaju błędy i awarie w SRBD są bardzo niebezpieczne, gdyż w większości przypadków powodują utratę spójności

RBD, co z kolei wymaga nie tylko odtworzenia stanu systemu sprzed awarii, ale również sprowadzenia RBD do stanu spójnego. Blokady predykatów zastosowane do synchronizacji zwiększają liczbę transakcji przetwarzanych współbieżnie, dzięki czemu można wprowadzić dodatkowe zabezpieczenia przed powstaniem awarii lub błędu SRBD. O ile bowiem wprowadzenie dodatkowych zabezpieczeń znacznie obniża skuteczność SRBD, to w połączeniu ze zwiększoną liczbą transakcji przetwarzanych współbieżnie można uzyskać skuteczność systemu porównywalną z innymi rozwiązaniami.

W wyniku analizy blokad predykatów jako techniki synchronizacji współbieżnych transakcji w SRBD zaproponowano metodę synchronizacji, która stanowi połączenie dwóch podstawowych technik synchronizacji. Są to technika blokady predykatów oraz technika uporządkowania transakcji według etykiet czasowych. Technika blokady predykatów służy do badania kolizji transakcji oraz do odizolowania podzbioru jednostek bazy danych od wpływu transakcji innych od transakcji aktualnie wykonujących operacje odczytywania lub aktualizowania na tym podzbiore. Zaproponowana przez Eswarana dla blokad predykatów klasa prostych predykatów umożliwia dokładne stwierdzenie kolizji transakcji przez zbadanie ich predykatów, które określają podzbiory jednostek bazy danych niezbędne do wykonania operacji odczytania lub aktualizowania.

Dowolną transakcję wykonywaną na relacyjnej bazie danych można opisać przy pomocy sumy zbiorów atrybutów celowych i predykatowych, których wartości identyfikują w sposób jednoznaczny podzbiory krotek relacji, na których transakcja będzie wykonywać operacje odczytania lub aktualizowania oraz określają atrybuty krotek z wybranych podzbiorów, których wartości będą odczytywane lub aktualizowane. Zbiór atrybutów celowych transakcji określa atrybuty, których wartości dla pewnego podzbioru krotek relacji będą odczytywane lub aktualizowane. Natomiast zbiór atrybutów predykatowych identyfikuje ten podzbiór krotek relacji.

Przykład zbioru atrybutów celowych i predykatowych transakcji:

T: SELECT NAZWISKO

FROM D

WHERE ADRES ZAMIESZKANIA=WROCZAW

D- relacja, której atrybutami są NAZWISKO i ADRES ZAMIESZKANIA

NAZWISKO- atrybut celowy T

ADRES ZAMIESZKANIA-atrybut predykatowy T

WROCZAW-wartość atrybutu predykatowego ADRES ZAMIESZKANIA

Eswaran pokazał, że znając wartość (-ści) atrybutu (-ów) predykatego (-ych) można dokładnie stwierdzić, czy dana transakcja koliduje z inną, która wykonuje operację na tym samym atrybucie (-tach) relacji. Jeżeli podzbiory krotek zidentyfikowane na podstawie zbiorów atrybutów

predykatowych transakcji są rozłączne, wówczas transakcje są niekolidujące. Jednakże w wielu przypadkach dokładne określenie podzbioru krotek, na których transakcja przeprowadza operację, jest niemożliwe bez wcześniejszej analizy zawartości RBD; zwłaszcza, gdy zbiory atrybutów predykatowych obu transakcji są rozłączne.

Przykład: T1: UPDATE C
 SET PŁACA=PŁACA+20%
 WHERE ZAWÓD=KREŚLARZ

 T2: UPDATE C
 SET PŁACA=PŁACA+10%
 WHERE KIEROWNIK=KOWALSKI

C-nazwa relacji, której atrybutem jest PŁACA

Gdybyśmy mieli pewność, że kierownik Kowalski nie ma podwładnego o zawodzie kreślarz, wówczas T1 i T2 miałyby rozłączne podzbiory krotek relacji C i byłyby niekolidujące. Takiej informacji nie uzyskamy bez wstępnej analizy zawartości RBD, a ściślej mówiąc relacji, której atrybutami są NAZWISKO i PŁACA, KIEROWNIK i ZAWÓD. Ponadto w celu uniknięcia zjawiska fantomów musimy traktować T1 i T2 jako kolidujące transakcje i synchronizować ich wykonanie (może się zdarzyć, że kierownik Kowalski miał w swoim wydziale kreślarza, który został zwolniony i w każdej chwili może zostać przyjęty nowy kreślarz).

Transakcje, których zbiory atrybutów celowych i predykatowych są rozłączne, traktuje się jako niekolidujące, przy czym podtransakcje obie rodzaju odczytanie nigdy nie kolidują. Transakcje, których zbiory atrybutów celowych bądź celowych i predykatowych nie są rozłączne, są dalej badane w oparciu o wartości atrybutów predykatowych. Na podstawie wartości atrybutów predykatowych określa się podzbiory krotek relacji, na których transakcje wykonują operacje odczytania lub aktualizowania. Jeżeli podzbiory krotek, na których transakcje wykonują operacje, są rozłączne, to transakcje są niekolidujące. W przeciwnym razie są kolidujące. Zaproponowana metoda pozwala utworzyć zbiory niekolidujących transakcji, które są wykonywane zgodnie z porządkiem określonym przez kolidujące transakcje należące do tych zbiorów.

Do uporządkowania wykonania kolidujących transakcji zastosowano technikę uporządkowania transakcji według etykiet czasowych, przy czym przyjęto zmodyfikowaną postać etykiety czasowej zwaną identyfikatorem transakcji. Identyfikator transakcji stanowi konkatenacja oznaczenia czasowego oraz numeru węzła inicjującego transakcję. Każda transakcja w momencie przyjęcia przez SRBD otrzymuje, odczytaną z zegara umieszczonego w jej węźle inicjującym, wartość oznaczenia czasowego. Zegary są umieszczone we wszystkich węzłach systemu i monotonicznie zwiększają swoją wartość, co zapewnia, że każde dwie różne transakcje inicjowane w jednym węźle będą miały różne oznaczenia czasowe.

Przedstawiona metoda wykorzystuje identyfikator transakcji do ustalenia kolejności wykonywania kolidujących transakcji. Transakcje kolidujące są wykonywane zgodnie z porządkiem :

- jako pierwsza jest wykonywana transakcja, której węzeł inicjujący ma wyższy priorytet, o ile obie transakcje mają jednakowe wartości oznaczenia czasowego,
- jako pierwsza jest wykonywana transakcja o mniejszej wartości oznaczenia czasowego.

Opracowana metoda synchronizacji współbieżnych transakcji pozwala uzyskać skuteczność SRBD porównywalną z innymi znanymi metodami. Pomimo dużej liczby wiadomości niezbędnych do przetworzenia dowolnej transakcji i dużego całkowitego czasu transmisji, średni czas odpowiedzi SRBD, w którym zastosuje się proponowaną metodę, jest bliski wartości średniego czasu odpowiedzi dla algorytmów Alsberga, Ellisa, Thomasa, Rosenkrantza i Bernsteina.

Na zakończenie niniejszego referatu należy podkreślić, że zastosowanie klasy prostych predykatów do opisu żądań użytkowników i do wykrywania kolizji transakcji znajduje uzasadnienie w istniejących systemach baz danych i w żaden sposób nie zmniejsza wartości zaproponowanego rozwiązania. W systemach hierarchicznej bazy danych takich jak IMS jest bardzo korzystna możliwość zablokowania poddrzewa hierarchii, które stanowi logiczny zbiór rekordów jednego rodzica. Podobnie w modelu sieciowym bazy danych duże znaczenie miałyby możliwość zablokowania wszystkich członków setu.

Bibliografia

1. Alsberg P.A., Day J.D., A principle for resilient sharing of distributed resources, 2-nd Int. Conf. on Software Engineering, San Francisco, 1976.
2. Bernstein P.A., Rothnie J.B., Goodman N., Papadimitriou C.A., The concurrency control mechanism of SDD-1: A system for distributed databases (the fully redundant case), IEEE Trans. on Soft. Eng. SE-4,3, 1978.
3. Ellis C.A., A robust algorithm for updating duplicated databases, Proc. 2-nd Berkeley Workshop on Distributed Data Management and Computer Networks, 5, 1977.
4. Eswaran K.P., Gray J.N., Lorie R.A., Traiger I.I., The notions of consistency and predicate locks in a database system, Comm. ACM, 19, 11, 1976.
5. Rosenkrantz D. et al., System level concurrency control for distributed database systems, ACM Trans. Database Systems, vol.3, No.3, 1978.

6. Thomas R.H., A majority consensus approach to concurrency control for multiple copy database, ACM Trans. Database Syst., vol.4, No.2, 1979.

CONCURRENCY CONTROL IN DISTRIBUTED DATABASE SYSTEMS WITH USE OF PREDICATE LOCKS

Summary- Concurrency control in distributed database systems is discussed. An analysis of the up-to-date concurrency control problem solutions is presented. A new concurrency control method is proposed which uses predicate locks as synchronization technique. The method makes it possible to achieve high concurrency degree of distributed database systems, ensures internal and multicopy consistency of distributed data base, avoids deadlocks and other access conflicts as well as guarantees high reliability of distributed system.

СИНХРОНИЗАЦИЯ ПАРАЛЛЕЛЬНЫХ ТРАНСАКЦИЙ В СИСТЕМЕ РАСПРЕДЕЛЕННОЙ БАЗЫ ДАННЫХ С ПОМОЩЬЮ БЛОКАДА ПРЕДИКАТОВ

Содержание- В статье рассмотрена проблема синхронизации параллельных транзакций в системе распределённой базы данных. На основе анализа состояния современных решений предложен новый метод синхронизации, который использует принцип блокада предикатов. Представленный метод решает достичь высокий уровень параллельности системы распределённой базы данных при одновременном сохранении компактности базы и устранения перестоев в критических случаях, а также обеспечивает высокую надёжность системы в целом.

sieć komputerowa,
opóźnienie,
pomiar

Piotr KREMIENOWSKI *

POMIARY CHARAKTERYSTYK CZASOWYCH SIECI KOMPUTEROWEJ SKJS/2 WERSJA 1

W referacie omówiono problemy pomiarów niektórych charakterystyk czasowych sieci komputerowej jednolitego systemu SKJS/2 budowanej w IKSAiP we Wrocławiu. Przedstawiono najważniejsze cechy znajdującej się w budowie wersji 1 sieci SKJS/2 oraz rodzaje pomiarów, jakie mają być wykonane dla jej przebadania. Opisano przewidziane pomiary na poziomie podsieci komunikacyjnej dokonywane przy pomocy specjalnego sprzętu oraz pomiary na poziomie programów aplikacyjnych wykonywanych w komputerach obliczeniowych. Określono cele i warunki realizacji pomiarów oraz wskazano na możliwości wykorzystania wyników pomiarów.

1. WSTĘP

Sieć komputerowa jest zbiorem komputerów obliczeniowych połączonych z sobą podsiecią komunikacyjną w celu współużytkowania zasobów i wymiany komunikatów. Sieć komputerowa z komutacją pakietów przy transmisji komunikatów będzie zawsze wprowadzała opóźnienie wynikające z przechodzenia tych komunikatów przez linie i pamięci buforowe węzłów pośredniczących.

Jedną z najważniejszych miar jakości sieci komputerowych jest opóźnienie przesyłanych przez nie komunikatów. Opóźnienie definiowane jest jako całkowity czas, jaki spędza komunikat w sieci, tj. od wysłania przez nadawcę (użytkownika lub aplikację) do otrzymania przez odbiorcę (użytkownika lub aplikację). Opóźnienie to zależy od natężenia wszystkich strumieni komunikatów doprowadzanych do sieci, szybkości przesyłania w linii, przepustowości kanałów, sposobu i czasu obsługi pakietów.

Problemy analizy, modelowania i optymalizacji sieci komputerowych są opisane w pracy L. Kleinrocka [4] oraz w zbiorczych pracach [1] i [6]. W pracy [4] także opisano i przeanalizowano wyniki bezpośrednich pomiarów dokonywanych na sieci ARPANET. Dla zbudowanej na Politechnice Wrocławskiej sieci MSK także zaprojektowano i zrealizowano środki pomiarowo-testujące dla podsieci komunikacyjnej.

* Instytut Komputerowych Systemów Automatyki i Pomiarów, Wrocław

Analiza powyższych prac potwierdza tezę, że przepustowość elementów sieci oraz całej sieci bardzo silnie zależy od sprzętu i oprogramowania i może być oceniana dopiero w konkretnej sieci.

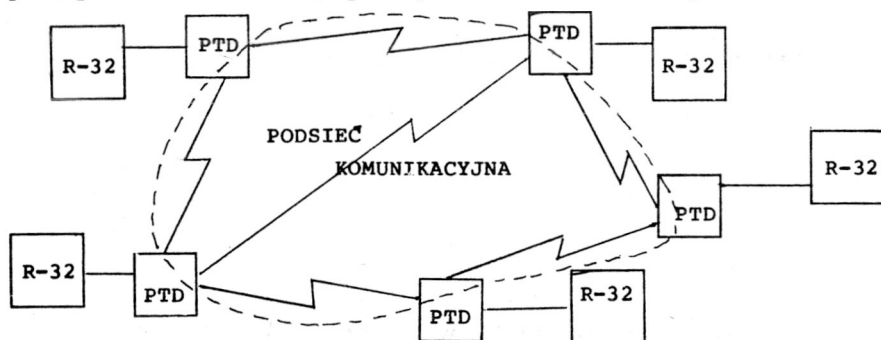
W dalszym ciągu tego referatu będziemy zajmować się problemami bezpośrednich pomiarów niektórych charakterystyk czasowych budowanej w IKSAiP we współpracy z Politechniką Wrocławską sieci komputerowej SKJS/2.

Sieć SKJS/2 budowana będzie w trzech etapach. Aktualnie opracowywana jest wersja 1 stanowiąca pierwszy etap budowy sieci. Skompletowany jest już sprzęt, trwają prace nad uruchamianiem oprogramowania sieciowego. Stąd w referacie omówione zostaną prace przygotowane dla wersji 1 SKJS/2, jednakże bez prezentacji wyników pomiarów.

2. SCHEMAT SIECI SKJS/2 WERSJA 1

Wersja 1 SKJS/2 [5] stanowi uproszczenie w odniesieniu do przewidywanych wersji 2 i 3. Schemat wersji 1 przedstawiony jest na rysunku 1. Zasadniczą fizyczną cechą tej wersji jest realizacja funkcji procesora czołowego i komputera węzła przez Procesor Teleprzetwarzania Danych (PTD) EC 8371.01. Chociaż podsieć komunikacyjna jest logicznie wyróżniona, jednakże jej funkcje są realizowane przez PTD spełniające jednocześnie funkcje teleprzetwarzania dla komputera R-32. W tej wersji dostępne są następujące usługi:

- terminalowy dostęp do wybranych zasobów sieci,
- komunikacja: terminal-terminal, terminal-program, program-program,
- przesyłanie zbiorów między komputerami obliczeniowymi.



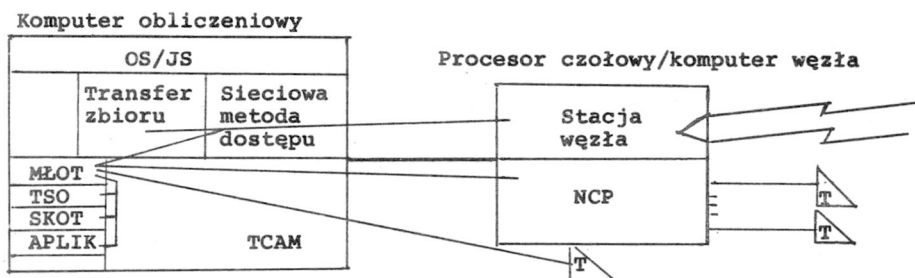
Rys. 1. Schemat SKJS/2 wersja 1
Fig. 1. Scheme of version 1 SKJS/2

3. ROZWIĄZANIA KOMUNIKACYJNE

W wersji 1 połączenie terminala z zasobami sieciowymi uzyskuje się za pośrednictwem programu rezydującego w komputerze obliczeniowym tzw. Modu-

żu łącznikowego obsługi zasobów TCAMu oraz Sieciową Metodę Dostępu komunikującą się za pomocą oddzielnego sprzęgu logicznego z sieciową częścią oprogramowania procesora czołowego PTD.

Charakterystyczne w tym rozwiązaniu jest to, że komputer obliczeniowy musi spełniać dodatkowo funkcje nawiązywania i utrzymywania połączeń sieciowych uzyskiwanych przez sieciową metodę dostępu dla zasobów współpracujących z metodą dostępu TCAM. Rozwiązanie to ilustruje rys. 2.



Rys. 2. Moduły oprogramowania wersji 1 SKJS/2
Fig. 2. Modules of software of version 1 SKJS/2

4. POZIOMY POMIARÓW

Pomiary mogą być dokonywane przy użyciu środków sprzętowych lub programowych. Powiązanie pomiędzy poziomem a sposobem pomiaru można przedstawić w postaci tablicy tworzącej macierz (rys. 3). W tablicy tej podane są rodzaje pomiarów przewidzianych dla wersji 1.

Sposób pomiaru	Pomiary przy pomocy specjalnego sprzętu	Pomiary przy pomocy specjalnego oprogramowania
poziom		
podsieć komunikacyjna	- system pomiarowo-diagnostyczny - SPS	
komputery obliczeniowe		- pomiary opóźnienia transmitowanego - pomiary czasu transmisji zbioru

Rys. 3. Macierz pomiarów dla wersji 1
Fig. 3. Matrix of measurements for version 1

5. POMIARY NA POZIOMIE PODSIECI KOMUNIKACYJNEJ

Pomiary na tym poziomie będą dokonywane przy pomocy aparatury pomiarowo-diagnostycznej, która jest specjalnie budowana dla SKJS/2. Miejsce włączenia urządzenia do sieci jest styk S2 (między DTE i DCE). Może być włączane szeregowo lub równolegle.

Konstrukcja systemu oparta jest o mikrokomputer oraz specjalne moduły umożliwiające sprzęg systemu ze stykiem S2. W skład systemu wchodzi specjalne oprogramowanie. System SPS ma dwa rodzaje pracy:

- testowanie standardowe i programowe,
- monitorowanie sprzęgu i protokołów.

Praca systemu jest sterowana w sposób dialogowy poprzez komendy operatorskie.

6. POMIARY NA POZIOMIE KOMPUTERÓW OBLICZENIOWYCH

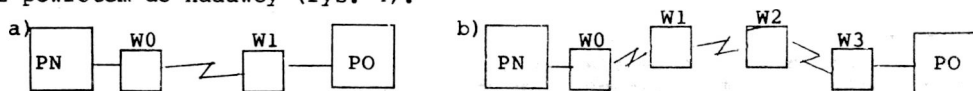
Do podstawowych usług sieci należy przesyłanie komunikatów pomiędzy nadawcą a odbiorcą oraz transmisja zbiorów pomiędzy komputerami obliczeniowymi. Czasy realizacji tych usług są podstawowymi parametrami charakteryzującymi daną sieć. Na tym poziomie przewidziane są następujące pomiary:

- pomiar opóźnienia tranzytowego,
- pomiar maksymalnego natężenia przepływu informacji,
- pomiar czasu transmisji zbioru.

Opóźnienie tranzytowe - jest to parametr techniczny sieci mierzony jako czas potrzebny do przesłania komunikatu o określonej długości pomiędzy nadawcą a odbiorcą.

Czas transmisji zbioru - jest to parametr charakteryzujący techniczne możliwości przesyłania informacji z pamięci dyskowej jednego komputera obliczeniowego przez podsieć komunikacyjną do pamięci dyskowej innego komputera obliczeniowego.

Pomiar opóźnienia tranzytowego dokonywany jest przez dokładny pomiar czasu przesyłania komunikatów pomiędzy dwoma programami umieszczonymi w odrębnych komputerach obliczeniowych. Ponieważ aktualnie nie ma możliwości dokładnej synchronizacji zegarów maszynowych komputerów obliczeniowych pracujących w sieci, pomiar czasu dokonuje się w komputerze obliczeniowym wysyłającym komunikat, określanym jako nadawca. Program odbiorca znajdujący się w drugim komputerze otrzymany komunikat natychmiast wysyła z powrotem do nadawcy (rys. 4).



Rys. 4. Pomiar opóźnienia tranzytowego
Fig. 4. Measurement of transitive delay

Opóźnienie tranzytowe t wynosi:

$$t = t_n + 2k$$

t_n - czas przejścia komunikatu pomiędzy kolejnymi węzłami,

k - czas przejścia komunikatu pomiędzy komputerem obliczeniowym a węzłem, który jest stały.

Pomiar maksymalnego natężenia przepływu informacji na łączu transmisji danych łączącym sąsiednie PTD, dokonuje się przy pomocy dwóch programów umieszczonych w różnych komputerach. Pomiarowi poddana jest linia transmisji danych łącząca dwa sąsiednie PTD współpracujące z tymi komputerami. Po zainicjowaniu pracy przez jeden z programów poprzez wysłanie komunikatu, programy wzajemnie przesyłają do siebie ten komunikat bezpośrednio po otrzymaniu. Komunikat jest zatem „odbijany” z maksymalną szybkością na jaką pozwala ustawione łącze. Dla danego czasu próbkowania zliczana jest ilość „odbić”. Maksymalne natężenie przepływu w zn/s wyliczane jest ze wzoru:

$$N_{\max} = \frac{2nd}{p}$$

n - ilość odbić
d - długość komunikatu
p - czas próbkowania.

Przewidziane są dwa sposoby pomiaru czasu transmisji zbioru. Pierwszy - przy pomocy specjalnego zadania będzie mierzony czas transmisji sekwencyjnego zbioru dyskowego przez podsieć komunikacyjną pomiędzy dwoma komputerami obliczeniowymi. Realizacja tego pomiaru będzie się odbywała przy udziale dwóch współpracujących programów. Drugi - systemowa procedura transmisji zbiorów będzie wpisywać do zbioru rekordów SMF swój rekord zawierający informację o dacie, czasie zlecenia i wykonania usługi oraz ilości przesłanych bajtów. Na tej podstawie obliczany jest czas realizacji transmisji dla określonych zbiorów.

7. ZAKOŃCZENIE

Przedstawione w komunikacie pomiary przewidziane dla wersji 1 SKJS/2 uważam za wystarczające i dostateczne dla oceny własności użytkowych sieci, jak również oceny wykonanego oprogramowania i zastosowanego sprzętu.

Analiza wyników pomiarów przy różnym natężeniu komunikatów i różnej ich długości umożliwi identyfikację wąskich gardeł w sieci, dobór parametrów instalacyjnych, dostrojenie systemu do określonych potrzeb użytkowych, a także wydawanie uzasadnionych zaleceń dla użytkowników.

W tym miejscu można dodać, że przepustowość PTD zależy także od ilości, wielkości i przydziału buforów ustalanych w trakcie generowania programu sterującego NCP dla PTD.

Interesujące również będzie porównanie z wynikami pomiarów uzyskanymi w innych sieciach oraz wyliczeniami teoretycznymi.

Ponadto analiza wyników pomiarów posłuży do weryfikacji poprawności i skuteczności zastosowanych rozwiązań projektowych z podaniem wniosków i zaleceń do realizacji w drugim etapie budowy sieci SKJS/2.

Literatura

1. Abramson N., Kiuo F.F.: Sieci telekomunikacyjne komputerów, WNT, Warszawa 1978
2. Dubielewicz I., Fryżlewicz Z., Komorowski W.: Aparatura pomiarowo-diagnostyczna dla sieci SKJS/2, Raport COPWr nr 29/84, W-w
3. Góral S., Lewoc J., Matuszewska-Gruber B., Kremienowski P. i inni: Program prób i badań sieci SKJS/2 wersja 1 z założeniami na zadania kontrolne, Raport COPWr nr 38/84, W-w
4. Kleinrock L.: Queueing systems, Volume II: computer applications, John Wiley, New York, 1976
5. Kociatkiewicz P.: Sieć komputerowa SKJS/2 wersja 1, Biuletyn MERA nr 5/6, 1984
6. Sobczak W. i inni: Problemy teleinformatyki, WKŁ, Warszawa 1984

MEASUREMENT OF TIME CHARACTERISTICS
OF THE SKJS/2 COMPUTER NETWORK VERSION 1

In this paper are described problems and meaning of direct measurement of computer network. Shortly is presented version 1 of network SKJS/2 based on RIAD computers. Next are described hardware measurement tools for communication network level and software means for measument transitive delay, file transfer and throughput on Host computers level of SKJS/2.

ИЗМЕРЕНИЯ ВРЕМЕННЫХ ХАРАКТЕРИСТИК КОМПЬЮТЕРНОЙ СЕТИ SKJS/2, ВАРИАНТ I

В реферате были обсуждены проблемы измерений некоторых временных характеристик компьютерной сети однородной системы SKJS/2, строенной в ІКСАІР во Вроцлаве. Представлены существенные черты строенного І-го варианта сети SKJS/2, а также виды измерений, какие необходимо сделать для её исследования. Описаны предвиденные измерения на уровне коммуникационной подсети, производимые при помощи специальных технических средств, а также измерения на уровне аппликационных программ, выполняемых в вычислительных компьютерах. Определены цели и условия реализации измерений и указаны возможности использования результатов измерений.

modele kolejkowe,
telegrafia,
procesy Markowa,
sieci komputerowe

Andrzej KUSIUK *

MODELOWANIE ORAZ ANALIZA ODBIORU TELEGRAMÓW W WĘZLE KOMPUTEROWEJ SIECI TELEGRAMOWEJ

W artykule scharakteryzowano istniejącą sieć telegramową Polski oraz pokazano różnice pomiędzy tą siecią a siecią telegramową z komutacją wiadomości. W modelu sieci z komutacją wiadomości można wyróżnić blok zajmujący się odbiorem telegramów w węźle od abonentów wysyłających telegramy. Ten blok określony mianem modelu wejścia jest przedmiotem analizy niniejszego artykułu. W pracy przedstawiono model wejścia, opisano jego działanie oraz zaprezentowano przyjęte założenia upraszczające analizę modelu. Ponadto przedstawiono wybrane wskaźniki jakości systemu.

Istniejąca sieć telegramowa Polski jest w znacznej części siecią ze sterowaniem bezpośrednim [1]. Innymi słowy abonent wysyłający telegram (abonent A) sam steruje zestawieniem połączenia do abonenta docelowego (abonent B). W przypadku pozytywnego zestawienia połączenia - nadaje telegram bezpośrednio do odbiorcy. Przy zajętości drogi połączeniowej lub abonenta B, musi ponownie zestawiać całą drogę połączeniową. Ruch telegramowy przesyłany jest simpleksowo. Tak więc abonent A oczekuje potwierdzenia odbioru telegramu, bądź też żądania powtórzenia od abonenta B po wysłaniu całej wiadomości. Taki rodzaj pracy umożliwia znaczne polepszenie wykorzystania łączy przy zastosowaniu sterowania komputerowego. W sieciach telegramowych zazwyczaj średnie opóźnienie wiadomości nie jest czynnikiem krytycznym [2]. Biorąc pod uwagę powyższy fakt, obsługę ruchu telegramowego w węźle można tak zorganizować, aby rozłożyć ruch z godzin największego ruchu [3] na dłuższy okres czasu. Komputerowa sieć telegramowa z komutacją wiadomości jest tak zorganizowana, że abonent wysyłający telegram, przekazuje go do węzła, do którego jest podłączony. Po odebraniu telegramu węzeł

* Politechnika Gdańska, Instytut Telekomunikacji

przekazuje go dalej, gdy zaistnieje taka możliwość (wolna droga połączeniowa do kolejnych węzłów lub wolny abonent B, gdy jest on abonentem tego samego węzła). Zaletą komputerowych węzłów telegramowych jest to, że ich pamięci służą również do przechowywania telegramów przez dłuższy okres czasu dla celów archiwacji [2], [4]. Z projektowaniem węzłów telegramowych z komutacją wiadomości związana jest analiza statystyczna pracy węzła. W analizie tej możemy wyodrębnić następujące etapy [5]:

- a) analiza odbioru telegramów przez węzeł od abonentów wysyłających,
- b) analiza wysyłania telegramów z węzła na poszczególne kierunki bądź do abonenta B,
- c) analiza współpracy dysku z procesorem w węźle,
- d) analiza globalna pracy węzła, wykorzystująca wyniki wyżej wymienionych analiz.

W artykule zajmiemy się jedynie pierwszym etapem. W analizie modelu wejścia uwzględnimy tę część pracy węzła, która związana jest z odbiorem telegramów przez węzeł (kolejnych znaków telegramu) i przesłaniem ich do pamięci dyskowej. W dalszej części artykułu przedstawimy model, przyjęte założenia upraszczające oraz analizę pracy systemu. Jakość opisanego modelu zostanie oceniona na podstawie wprowadzonych wskaźników jakości [6].

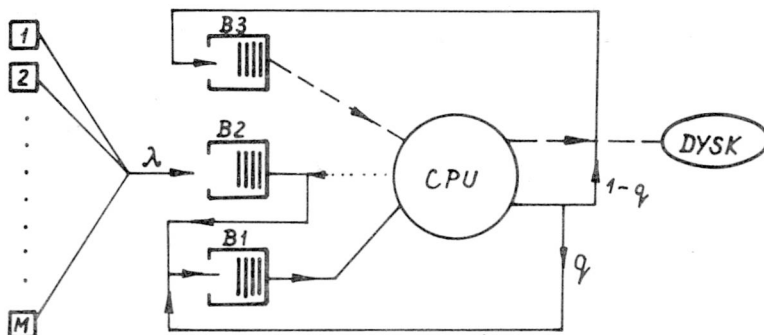
1. MODEL

Model węzła sieci telegramowej z komutacją wiadomości składa się z następujących elementów (Rys.1.):

- M użytkowników (linii wejściowych) generujących wywołania oraz telegramy,
- bufora wejściowego wywołań (B2),
- bufora znaków (B1),
- bufora odebranych telegramów (B3),
- procesora obsługującego zgłoszenia z buforów i sterującego pracą węzła,
- dysku.

Wywołania z wolnych linii wejściowych dostają się do bufora B2. Po przydzieleniu przez procesor (CPU) pola roboczego dla danego telegramu, synchronicznie co okres czasu τ , do bufora B1 wprowadzane są kolejne znaki telegramu. Po zakończeniu odbioru wszystkich znaków, telegram oczekuje w B3 na przepisanie na dysk (zwolnienie pola roboczego). Model opisuje więc synchroniczną pracę węzła, w którym zgłoszenia są obsługiwane w zależności od priorytetu obsługi. Możemy wyróżnić tu 3 klasy priorytetów obsługi.

Najwyższy priorytet ma wpisywanie kolejno nadchodzących znaków telegramów do pola roboczego. W drugiej kolejności przyjmowane są nowe wywołania (żądania przyjęcia nowego telegramu). Najniższy priorytet ma przepisywanie telegramów z PRO na dysk.



Rys.1. Model wejścia węzła telegramowego z komutacją wiadomości
Fig.1. The input model of the message-switching network node

Dokładna analiza matematyczna opisująca proces zachodzący na wejściu rzeczywistego węzła jest bardzo skomplikowana, często wręcz niemożliwa. Przyjęcie pewnych założeń upraszczających umożliwi przeprowadzenie analizy i uzyskanie wyników analitycznych.

Przyjmijmy następujące założenia :

1. Każdy spośród M użytkowników systemu, który nie jest zajęty, generuje nową wiadomość tak, że odstęp czasu U pomiędzy zakończeniem nadawania wiadomości a początkiem następnej ma rozkład wykładniczy z parametrem λ

$$p \triangleq \Pr\{U < \tau\} = 1 - e^{-\lambda \tau}$$

Każdy użytkownik w czasie ramki może wygenerować tylko jedną wiadomość.

2. Długość telegramu, wyrażona w liczbie znaków, ma rozkład geometryczny z parametrem q

$$\Pr\{L=k\} = (1-q)^{k-1} q \quad 1 \leq k < \infty$$

3. Pojemność dysku jest nieograniczona.
4. Czas przepisywania telegramu z PRO na dysk jest stały i jest tak dobrany, że uwzględnia on czas dostępu do dysku.
5. Pole robocze ma zmienną długość, w zależności od długości telegramu (jeden telegram zajmuje jedno pole robocze).
6. Telegramy kończące się w czasie trwania aktualnej ramki, nie mogą być przesłane na dysk w tej samej ramce.

Proces zachodzący przy przyjętych założeniach przybliża proces rzeczywisty zachodzący na wejściu węzła telegramowego. Proces ten można analizować przy pomocy łańcucha Markowa [7], włożonego w momenty zakończeń ramek.

2. ANALIZA MATEMATYCZNA MODELU

Układ równań stochastycznych opisuje matematyczne zależności występujące pomiędzy zmiennymi losowymi w procesie

$$\begin{aligned} N_1^{k+1} &= N_1^k - I + X \\ N_2^{k+1} &= N_2^k + Y - Z \end{aligned} \quad (1)$$

gdzie

- N_1^{k+1}, N_1^k - liczba zajętych pól roboczych, do których wprowadzane są kolejne znaki telegramów odpowiednio w ramce $k+1$ i k ,
 N_2^{k+1}, N_2^k - liczba pól roboczych oczekujących na przepisanie na dysk odpowiednio w ramce $k+1$ i k (po odbiorze wszystkich znaków),
 X - liczba wywołań węzła w czasie k -tej ramki,
 Y - liczba kończących się telegramów (po odbiorze ostatniego znaku) w ramce k ,
 Z - liczba przepisanych pól roboczych na dysk w ramce k .

W celu oszacowania jakości tego systemu należy określić wszystkie prawdopodobieństwa warunkowe możliwych przejść w systemie. Prawdopodobieństwa przejść wyznaczone zostaną ze wzoru (2) otrzymanego z układu (1) po uwzględnieniu niezależności zmiennych X, Y, Z oraz warunków brzegowych.

$$\Pr\{m_1, m_2 / n_1, n_2\} = \sum_{j=\max\{0, m_1-n_1, m_1+m_2-n_1-n_2\}}^{\min\{m_1, m_1+m_2-n_1, S-n_1-n_2\}} \Pr\{X=j / n_1, n_2\} \Pr\{Y=n_1-m_1+j / n_1, n_2\} \times \\ \times \Pr\{Z=n_1+n_2-m_1-m_2+j / n_1, n_2\} \quad (2)$$

gdzie

m_1, n_1, m_2, n_2 - realizacje zmiennych losowych odpowiednio $N_1^{k+1}, N_1^k, N_2^{k+1}, N_2^k$,
 S - maksymalna liczba pól roboczych wejściowych

Prawdopodobieństwa warunkowe występujące po prawej stronie równania
 wyznaczmy ze wzorów (3), (4), (5) :

$$\Pr\{X=j / n_1, n_2\} = \binom{M-n_1}{j} p^j (1-p)^{M-n_1-j} \quad \text{dla } j \leq S-n_1-n_2 \\ \Pr\{X=S-n_1-n_2 / n_1, n_2\} = \sum_{i=S-n_1-n_2}^{M-n_1} \binom{M-n_1}{i} p^i (1-p)^{M-n_1-i} \quad \text{dla } j > S-n_2-n_1 \quad (3)$$

gdzie

p - prawdopodobieństwo wywołania z wolnej linii

$$\Pr\{Y=i / n_1, n_2\} = \binom{n_1}{i} q^i (1-q)^{n_1-i} \quad \text{dla } 0 \leq i \leq n_1 \quad (4)$$

Rozkład zmiennej losowej Z uzależniony jest od zastosowanego dysku. Wyznamy go dla dysku z własnym kontrolerem, dla którego zapis i odczyt realizowany jest całymi sektorami (w jednym sektorze mieści się MX znaków). Oczywiście telegramy krótsze niż MX znaków będą zajmowały cały sektor.

$$\Pr\{Z=i / n_1, n_2\} = \sum_{l_1=1}^{F-(i-1)} \sum_{l_2=1}^{F-l_1-(i-2)} \dots \sum_{l_i=1}^{F-l_1-l_2-\dots-l_{i-1}} \Pr\{L'_1=l_1, L'_2=l_2, \dots, L'_i=l_i\} \quad (5)$$

gdzie $F = (\tau - (j+n_1) d_1) / d_2$ liczba sektorów możliwa do przesłania na dysk

- w czasie ramki k ,
 τ - długość ramki,
 j - liczba wywołań w ramce,
 n_1 - liczba aktywnych pól rebeczych w ramce k ,
 d_1 - czas zapisu znaku do PRO,
 d_2 - czas przepisywania sektora (MX znaków) na dysk,
 l_1 - długość i -tego telegramu wyrażona w liczbie sektorów dysku.

Obliczenie tego wyrażenia jest kłopotliwe, dlatego też dla przyjętych założeń wyrażenie (5) można doprowadzić do zależności rekurencyjnych. W efekcie otrzymujemy wzór końcowy :

$$\begin{aligned} Pr\{Z=1/n_1, n_2\} &= (1-q)^{(F-1)MX} S1(F-1, i) & \text{dla } 1 \leq i < n_2 \\ Pr\{Z=1/n_1, n_2\} &= (1-q)^{-1 MX} S2(F-1, i) & \text{dla } i = n_2 \end{aligned} \quad (6)$$

gdzie

$$S1(H, R) = \sum_{w=1}^{H+1} (1-(1-q)^w)^{MX} S1(H+1-w, R-1)$$

$$S1(0, R) = (1-(1-q)^{MX})^R$$

$$S1(H, 1) = \sum_{w=1}^{H+1} (1-(1-q)^w)^{MX} \quad R \geq 1$$

natomiast

$$S2(H, R) = \sum_{w=1}^{H+1} (1-q)^w (1-(1-q)^w)^{MX} S2(H+1-w, R-1)$$

przy czym

$$S2(0, R) = ((1-q)^{MX} (1-(1-q)^{MX}))^R$$

$$S2(H, 1) = \sum_{w=1}^{H+1} (1-q)^w (1-(1-q)^w)^{MX}$$

Prawdopodobieństwa stanów $P(n, m)$ wyznaczamy rozwiązując układ równań

liniowych otrzymany po wyznaczeniu przepisów na prawdopodobieństwa przejść i warunku

$$\bigwedge_{m_1, m_2} \sum_{n_1, n_2} P\{m_1, m_2 / n_1, n_2\} = 1$$

3. WSKAŹNIKI JAKOŚCI SYSTEMU

Przeprowadzona analiza umożliwiła nam wyznaczenie prawdopodobieństw stanów systemu $P(m, n)$. Na podstawie tych prawdopodobieństw wyznaczymy wskaźniki jakości systemu. Bardzo ważnym wskaźnikiem jakości będą: wartość średnia oraz wariancja liczby zajętych pól roboczych oraz zapełnionych pól roboczych. Wyznamy je odpowiednio ze wzorów: (7), (8), (9), (10)

$$EN_1 = \sum_{i=0}^S i PN_1(i) \quad (7)$$

$$\sigma_{N_1}^2 = \sum_{i=0}^S i^2 PN_1(i) - (EN_1)^2 \quad (8)$$

$$EN_2 = \sum_{i=0}^S i PN_2(i) \quad (9)$$

$$\sigma_{N_2}^2 = \sum_{i=0}^S i^2 PN_2(i) - (EN_2)^2 \quad (10)$$

gdzie

$$PN_1(i) = \sum_n P(i, n)$$

$$PN_2(i) = \sum_m P(m, i)$$

Istotnym wskaźnikiem jakości tego systemu są również straty, a więc średnia liczba traconych telegramów. Wyznaczyć je można ze wzoru (11)

$$B = \sum_{i=0}^S p(M-i) PN_1(i) PN_2(S-i) \quad (11)$$

Na podstawie prawdopodobieństw stanów możemy w prosty sposób wyznaczyć również inne wskaźniki jakości, takie jak: średni przepływ, średni czas przebywania telegramów w węźle, średni czas oczekiwania telegramu na przepisanie na dysk itp. Będą one wraz z analizą pozostałych modeli, wspomnianych w artykule, podstawą do projektowania węzłów sieci telegramowej z komutacją wiadomości.

4. LITERATURA

- [1] Winogradow W. : Podstawy i układy nowoczesnej telegrafii. WKŁ, Warszawa 1969.
- [2] Służba ruchu telegramowego. Regulamin telegraficzny. Ministerstwo Łączności, Warszawa 1974.
- [3] Tomaszewski M., Szpankowski W. : Opis zaleceń CCITT dotyczących zasad sterowania funkcjonowaniem sieci telegramowej. Instytut Telekomunikacji PG, Gdańsk 1980 (opracowanie na prawach rękopisu).
- [4] Nowicki K., Tomaszewski M. : Opis długości i struktura telegramu na podstawie zaleceń CCITT. Instytut Telekomunikacji PG, Gdańsk 1981.
- [5] Kuehn P.J. : Analysis of switching system control structures by decomposition. IX Proceedings ITC, Torremolinos, October 1979.
- [6] Szpankowski W. : Analiza statystyczna systemów wielodostępowych ze zdalnym dostępem swobodnym i ze sprzężeniem zwrotnym. Praca doktorska. Instytut Telekomunikacji PG, Gdańsk 1980.
- [7] Papoulis A. : Prawdopodobieństwo, zmienne losowe i procesy stochastyczne. WNT, Warszawa 1972.

MODELLING AND ANALYSIS OF TELEGRAM RECEPTION IN A TELEGRAM NETWORK NODE.

In the paper the features of the Polish Telegram Network are presented and the difference between this network and the message-switching network is described. In a message-switching network node we can outline a block dealing with the reception of telegrams. This block referred to as the input model is the subject of the analysis carried out in this paper. In the paper the input model and its performance have been presented and evaluated.

МОДЕЛИРОВАНИЕ И АНАЛИЗ ПРИЕМА ТЕЛЕГРАММ В УЗЛЕ СЕТИ С КОММУТАЦИЕЙ СООБЩЕНИЙ

В настоящей статье охарактеризована существенная телеграммная сеть в Польше, а также показана разница между этой сетью с коммутацией сообщений. В модели сети с коммутацией сообщений можно выделить блок, принимающий телеграммы в узле. Этот блок получил название модели входа и является предметом анализа настоящей статьи. В работе представлена модель входа, описано её действие, а также показаны принятые предположения, упрощающие анализ модели. Кроме этого здесь показаны некоторые избранные показатели качества системы.

transmisja danych,
sieć publiczna,
komutacja kanałów

Witold LEWANDOWSKI *

ZAMIERZENIA RESORTU ŁĄCZNOŚCI DOTYCZĄCE ROZWOJU
ŚRODKÓW TECHNICZNYCH DLA PUBLICZNEJ SYNCHRONICZNEJ
SIECI TELEDACYJNEJ Z KOMUTACJĄ KANAŁÓW.

W komunikacie przedstawiono wykaz urządzeń, które są obecnie opracowywane i będą w przyszłości tworzyć strukturę techniczną sieci wymienionej w tytule - zarówno realizujących funkcje komutacyjne i transmisyjne. Krótko omówiono cechy tych urządzeń, rodzaje styków i rodzaje sygnalizacji. Określono niektóre terminy realizacji kolejnych etapów rozwojowych i warunki niezbędne dla prawidłowej realizacji całego przedsięwzięcia.

Z punktu widzenia telekomunikacji siecią teledacyjną określaną jest kompleks środków technicznych obejmujący węzły komutacyjne i systemy transmisji danych, zarówno dla łącz abonenckich, jak i łącz międzwęzłowych. Do znormalizowanych styków tej sieci teledacyjnej będą dołączane urządzenia użytkowników, tworzące ich systemy teleprzetwarzania. Całość będzie tworzyć sieć teleinformatyczną.

Projektowana sieć teledacyjna będzie zawierała elementy technicznej integracji także dla innych służb, w szczególności dla teleteksu i telefonii. W obszarze lokalnym sieci każdy użytkownik będzie dołączony do węzła poprzez indywidualne łącze duplexowe. Z tych powodów uzasadnione jest stosowanie techniki komutacji kanałów w węzłach umieszczonych na najniższym poziomie hierarchii sieci. Będzie zapewniona współpraca z siecią o komutacji pakietów na poziomie komunikacji "węzeł-węzeł".

Pierwszym etapem rozwojowym jest zaprojektowanie i wdrożenie do produkcji kompleksu środków technicznych dla synchronicznej komutacji kanałów i transmisji danych w łączach abonenckich i międzwęzłowych. Obecnie są już w fazie końcowej projekty koncepcyjne wszystkich niezbędnych do tego celu urządzeń, z wyjątkiem samego węzła komutacyjnego - centrali teledacyjno-telefonicznej, obsługującej również ruch teleteksowy. Dotychczas zostały przygotowane wstępne wymagania techniczno-eksploatacyjne na taką centralę i częściowo zaawansowane prace nad jej projektem koncepcyjnym.

* Instytut Łączności, Zakład Teleinformatyki, Warszawa

Drugim etapem przewidzianym na początek lat dziewięćdziesiątych, będzie uruchomienie sieci zawierającej do czterech central i obsługującej do 2000 użytkowników. W latach następnych przewidywany jest ewolucyjny rozwój sieci. Prace etapu pierwszego są realizowane w ramach Problemu Resortowo-branżowego R.B.-4.2.

Sieć będzie nosić nazwę SYNKOM, będzie obsługiwała terminale synchroniczne o szybkościach: 600, 1200, 2400, 4800 i 9600 bit/s, w tym urządzenia końcowe teleteksowe 2400 bit/s.

Przyjęto znormalizowany styk z użytkownikiem, zgodny z zaleceniem X.21 CCITT; będą zapewnione prawie wszystkie przewidziane tam udogodnienia z wyjątkiem subadresowania.

Dla komunikacji międzywęzłowej przyjęto styk i procedury sygnalizacji zgodne z zaleceniem X.61 CCITT. Ten styk będzie obowiązywał także przy współpracy z węzłami komutacji pakietów; odpowiednia konwersja sygnalizacji np. X.61-X75 CCITT będzie wewnętrzną funkcją sieci o komutacji pakietów.

W ramach prac problemu R.B.-4.2 opracowano dodatkowo projekt wstępny urządzenia abonenckiego, które umożliwia dołączenie do styku wg zał. X.21 CCITT terminali wyposażonych w styk serii "V" - wzywaka teledacyjnego WT. Prace nad prototypem wzywaka WT rozpoczną się w roku 1986.

Urządzenia dla sieci SYNKOM są projektowane pod kątem ich przyszłego zastosowania w telekomunikacyjnej sieci cyfrowej, w pełni synchronicznej, z cyfrowymi traktami transmisyjnymi PCM 30/32 - 2,048 Mbit/s. W etapie przejściowym, którego czas trwania jest dziś trudny do oszacowania, należy zapewnić współpracę węzłów poprzez przesła pierwotnogrupowe w systemach telefonii nośnej. Do tego celu będą wykorzystywane modemy 64/72 kbit/s i specjalne urządzenia pomocnicze, tzw. "Transpleksery" - zastępujące, z istotnymi ograniczeniami, trakt PCM 30/32. Pełny zestaw urządzeń tworzących techniczną strukturę sieci SYNKOM jest następujący:

1. DCET X.21 - urządzenie zakończenia łącza teledacyjnego;
2. KT - teledacyjny koncentrator kanałów;
3. DSE - centrala teledacyjno-telefoniczno-teleteksowa wraz z transmisją abonencką TRT;
4. TPX - transplekser;
5. MV36 - modem 64/72 kbit/s lub SKN 64/72 - konwerter niskonapięciowy. Ponadto - wzywak WT, wspomniany uprzednio.

DCET ma od strony abonenckiej styk wg. zał. X.21 CCITT; opcjonalnie może być wykorzystywany obwód "B" dla synchronizacji bajtowej. Wykorzystanie tego obwodu stykowego "B" będzie zalecane wszystkim użytkownikom, choć nie będzie obowiązkowe. Po stronie liniowej DCET będzie wyposażone w znormalizowany styk S1 dla łączy fizycznych - styk S1 typu "base-band" do 9600 bit/s. DCET realizuje funkcje kontrolno-sterujące i fun-

koje transmisyjne. Będzie stosowany specjalny typ kodu transmisyjnego zapewniającego pełną rozdzielność faz przeźroczystej WYMIANY DANYCH i SYGNALIZACJI. Zastosowany kod transmisyjny zapewnia dodatkowo efektywną detekcję błędów transmisji, potrzebną w fazie sygnalizacji. DCET będzie przystosowany do pracy dwupiętrowej na łączach jednotorowych.

KT-koncentrator teledacyjny wraz z translacją abonencką TRT pozwala na dołączenie do 128 łączy abonenckich o różnych szybkościach. Po stronie centralowej KT ma styk znormalizowany PCM 30/32. W przypadku współpracy KT z DSE poprzez trakt PCM do centrali może być dołączonych równocześnie max 30 abonentów, każdy o dowolnej szybkości ze zbioru: 600, 1200, 2400, 4800, 9600 bit/s. Po stronie abonenckiej KT współpracuje z abonentami wg procedur podanych w zał.X.21 CCITT; po stronie centralowej stosowany jest system sygnalizacji bazowany na zał.X.61 CCITT. KT może także współpracować z DSE za pośrednictwem transpleksora TPX; w tym przypadku KT przyjmuje na siebie pewne funkcje pośredniczące dla sterowania transplekserem.

TPX-transplekser jest faktycznie multiplekserem czasowym z dynamicznym przydziałem podkanałów. Alokacja kanałów jest zawsze zadawana przez centralę DSE, nawet wówczas, gdy TPX jest oddalony od centrali i bezpośrednio dołączony do koncentratora. Liczba kanałów czasowych TPX jest zmienna i zależy od opcji modemu MV36, z którym TPX współpracuje - możliwe są szybkości kanału zwielokrotnionego 64 kbit/s lub 72 kbit/s. Wszystkie podkanały czasowe przeznaczone do transmisji danych są jednorodne - 600 bit/s. Liczba podkanałów zajętych dla danego połączenia zależy od szybkości użytkownika. Np. dla szybkości użytkownika 4800 bit/s w TPX zajmuje się 8 podkanałów. Część kanałów czasowych TPX jest zarezerwowana dla sygnalizacji wspólnokanałowej nr 7 wg zał.X.61 CCITT tworząc zbiorczy kanał sygnalizacyjny $v = 3000$ bit/s lub 3200 bit/s; część kanałów TPX jest zajęta dla celów synchronizacji. Sumaryczna przepustowość TPX dla danych jest w różnych opcjach równa ok. 60 kbit/s lub ok. 67 kbit/s.

Modem MV36 - jest typowy, zgodny z zał.V.36 CCITT. Są obecnie prowadzone prace nad modernizacją tego modemu - głównie dot. technologii.

Centrala DSE - będzie centralą synchroniczną, o polu komutacyjnym czasowym, komutującym jednorodne kanały 64 kbit/s. Dzięki tej jednorodności centrala może komutować również dobrze kanały telefoniczne, teletekstowe i teledacyjne. Konwersja szybkości kanałów teledacyjnych i teletekstowych jest dokonywana w koncentratorze, zgodnie z zał.X.30 CCITT. Ten sposób konwersji daje możliwość dodatkowej sygnalizacji typu "END TO END", nieistotnej bezpośrednio dla DSE, lecz użytecznej w koncentratorze dla określenia momentu przejścia do fazy WYMIANA DANYCH. Równocześnie wprowadzenie struktury strumienia 64 kbit/s w/g zał.X.30

CCITT daje możliwość szerszych zastosowań w przyszłości w sieci z integracją usług z innymi systemami sygnalizacji. Będzie to oczywiście wymagało zmian w KT i DSE.

Praca pierwszego etapu, przewidziane w problemie R.B-4.2 zakończą się wdrożeniami na przełomie lat osiemdziesiątych i dziewięćdziesiątych. Oczekuje się, że do tego czasu będą zaawansowane prace badawczo-rozwojowe nad terminalami teleinformatycznymi i teletekstowymi o styku zgodnym z zał.X.21 CCITT oraz prace nad urządzeniami pośredniczącymi dla współpracy sieci z komutacją kanałów i komutacją pakietów.

POLISH P.T.T. ADMINISTRATION'S PLANS OF DEVELOPMENT
OF TECHNICAL MEDIAS FOR SYNCHRONOUS CHANNEL-SWITCHING PUBLIC DATA NETWORK

Report contains: the short description of fundamental characteristics of technical medias, actually projected for CS&DN: both for commutation as well for data transmission in subscriber's lines and for node-to node transmission. General ideas of signaling and unified interfaces are briefly discussed. Finally, expected terms of successful realization of this enterprise are mentioned.

НАМЕРЕНИЯ АДМИНИСТРАЦИИ СВЯЗИ В ОБЛАСТИ РАЗВИТИЯ ТЕХНИЧЕСКИХ СРЕДСТВ
ДЛЯ СИНХРОННОЙ СЕТИ ПЕРЕДАЧИ ДАННЫХ ОБЩЕГО ПОЛЬЗОВАНИЯ С КОММУТАЦИЕЙ
КАНАЛОВ

В работе **представлены** краткие обсуждения основных свойств устройств, разработанных в настоящее время и предназначенных для сети в заглавии: в том **смысле** - **устройств** для коммутации и для передачи данных в абонентских и междузловых участках сети. Вычислены главные типы сигнализации и стыки в сети. В конце работы упомянуты условия успешной реализации предприятия.

podsieć komunikacyjna,
charakterystyki czasowe,
symulacja,
węzeł

Józef B. LEWOC *
Edward BIELENINIK *
Tadeusz BICZ *

ANALITYCZNE I SYMULACYJNE BADANIA PODSIECI KOMUNIKACYJNEJ

W artykule przedstawiono propozycję analitycznej metody oceny charakterystyk czasowych sieci komputerowych. Metoda została zweryfikowana przez symulacyjne badania węzła podsieci komunikacyjnej sieci komputerowej MSK.

1. WSTĘP

Synchronizacja działania złożonych systemów i sieci komputerowych jest zadaniem wymagającym wciąż korzystania z intuicji projektantów. Proponowane metody i modele rzadko przechodzą praktycznie sprawdzian realnych zastosowań. Potrzebne są nowe środki możliwe do przyjęcia przez projektantów. W szczególności odnosi się to do badań charakterystyk czasowych (performance evaluation).

Charakterystyki czasowe sieci komputerowych omówiono w [1,2]. Przyjmuje się za podstawowe czas cyklu pakietu (t), tj. odwrotność przepustowości bezwzględnej (delivered traffic) i opóźnienie po oczku (round trip delay). Maksymalne opóźnienie po oczku jest miarą interesującą użytkowników pracujących w trybie interakcyjnym, a średni czas cyklu - użytkowników pracujących w trybie transmisji gromadnych.

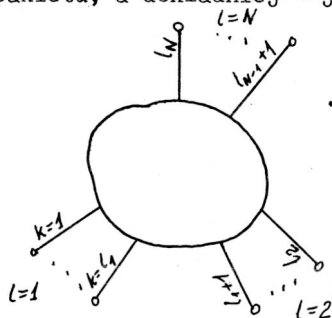
2. UPROSZCZONY MODEL WĘZŁA I PODSIECI

Ogólny schemat sieci komputerowej przedstawiono na rys.1. Zgodnie z oznaczeniami zawiera ona N linii zewnętrznych oraz $l_N/2$ oczek (połączeń wirtualnych) przechodzących przez pary linii.

Zagadnienia związane z badaniami maksymalnego (gwarantowanego) opóźnienia po oczku rozpatrywano w [2,3,4]. Poniżej omówiono podejście do-

* Politechnika Wrocławska, Centrum Obliczeniowe

tyczące czasu cyklu pakietu, a dokładniej - jego wartości oczekiwanej.

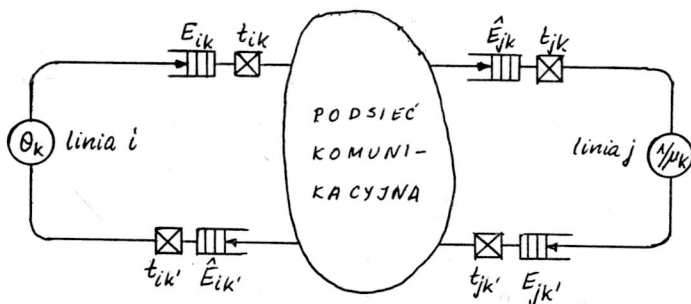


Rys. 1. Ogólny schemat sieci komputerowej
Fig. 1. General diagram of computer network

Model opiera się na pojęciu oczka pokazanego na rys.2. W oczku tym (dla klasy sieci z potwierdzeniem end-to-end) zastosowano następujące oznaczenia:

- k - indeks oznaczający numer użytkownika (oczka),
- θ_k - czas myślenia użytkownika,
- E_{ik} - czas oczekiwania pakietu do i -tej linii węzła,
- t_{ik} - czas obsługi pakietu w i -tej linii,
- $1/\mu_k$ - czas odpowiedzi (obsługi) systemu.

Wielkości te są wartościami oczekiwanymi i dla prostoty w dalszym ciągu przyjmuje się, że w danej chwili w jednym oczku może się znajdować co najwyżej jeden pakiet.



Rys. 2. Oczko w sieci komputerowej
Fig. 2. Loop in computer network

Dla takiego modelu mamy następujący wzór na czas cyklu pakietu:

$$t_k = \theta_k + E_{ik} + t_{ik} + \hat{E}_{jk} + t_{jk} + \frac{1}{\mu_k} + E_{jk} + t_{jk} + \hat{E}_{ik} + t_{ik} \quad (1)$$

W (1) pominięto czas obsługi pakietu w węźle. Istota metody polega na przybliżeniu wartości E_{nm} wartościami obliczonymi przez losowania wśród kombinacji możliwych układów kolejek przy założeniu, że prawdopodobień-

stwo spotkania pakietu m -tego klienta na l -tym stanowisku obsługi wynosi

$$P_{lm} = \frac{t_{lm}}{t_m} \quad m \in \{1, l_N\}, \quad l \in \{1, N\}$$

a czas do zakończenia obsługi (transmisji) wynosi $t_{lm}/2$.

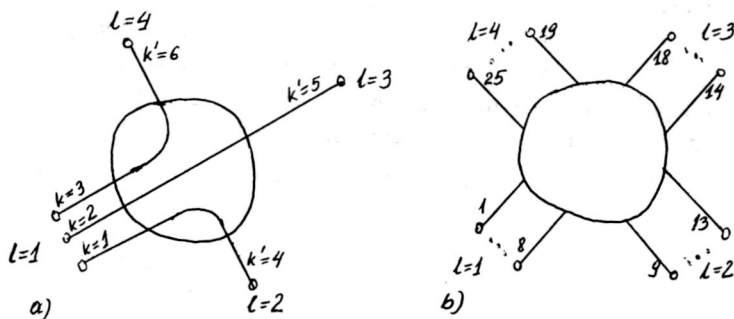
Model jest układem równań algebraicznych i poprawnie opisuje obiekt badań przy założeniu wykładniczego rozkładu czasu myślenia użytkownika i stałoczasowej obsługi systemu (dla takich warunków został dotychczas zweryfikowany).

W dalszych rozważaniach przyjmuje się następujące założenia upraszczające:

$$\begin{aligned} & \begin{matrix} \swarrow \\ i \in \{1, \dots, N\} \\ \searrow \\ k, k' \in \{1, \dots, l_N\} \end{matrix} E_{ik} = \hat{E}_{ik'} & \begin{matrix} \swarrow \\ i \in \{1, \dots, N\} \\ \searrow \\ k \in \{1, \dots, l_N\} \end{matrix} t_{ik} = t_{il} = \bar{t}_i \\ & \begin{matrix} \swarrow \\ k \in \{1, \dots, l_N\} \end{matrix} t_k = t \end{aligned} \quad (2)$$

Many zatem pracę interakcyjną o polach danych równej długości oraz, w pewnym sensie, jednorodne oczka (równe t_k są brane dla uproszczenia procesu obliczeniowego, wyniki mogą być różne).

Model zweryfikowano poprzez badania symulacyjne za pomocą Systemu Intensywnego Testowania (Sitwa) [1] dwóch konfiguracji węzła Międzyuczelnianej Sieci Komputerowej MSK. Badane konfiguracje różnią się liczbą połączeń wirtualnych i zostały przedstawione na rys.3.



Rys. 3. Schematy badanych konfiguracji sieci
Fig. 3. Diagrams of tested network configurations

W celu zbadania jakości samej podsieci komunikacyjnej w modelu symulacyjnym pominięto kolejki do węzła. Uproszczone wzory na obliczenie t_k w wybranym połączeniu są przedstawione poniżej.

Dla konfiguracji z rys.3a:

$$\begin{aligned} t_2 &:= \theta_2 + \frac{1}{\mu_2} + \bar{t}_1 + \bar{t}_2 + \frac{\bar{t}_1^2}{t} \left(1 + \frac{\bar{t}_1}{t}\right) \\ t &:= t_2 \end{aligned} \quad (3)$$

Dla konfiguracji z rys.3b:

$$t_1 = \theta_1 + \frac{1}{\mu_1} \bar{t}_2 + \bar{t}_3 + \frac{4\bar{t}_2^2}{2t} \left(1 + \frac{3\bar{t}_2}{t} \left(1 + \frac{2\bar{t}_2}{t} \left(1 + \frac{\bar{t}_2}{t} \right) \right) \right) + \frac{4\bar{t}_2^2}{2t} \left(1 + \frac{3\bar{t}_2}{t} \left(1 + \frac{2\bar{t}_2}{t} \left(1 + \frac{\bar{t}_2}{t} \right) \right) \right) \quad (4)$$

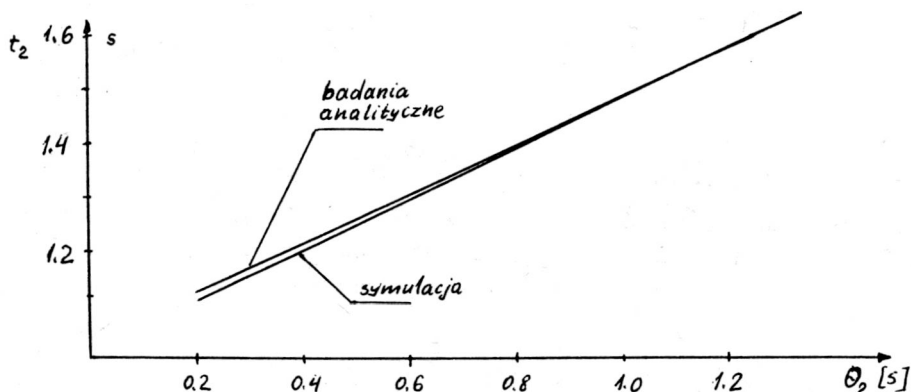
$$t := t_1$$

Powyższe wzory podają algorytm szybkozbieżnego procesu obliczeniowego. Ostatni człon równania (3) opisuje kolejkę z węzła do linii 1. Prawdopodobieństwo napotkania w kolejce do linii 1 pakietu z innego oczka wynosi $2t_1/t$, przy czym średni czas do zakończenia obsługi wynosi $t_1/2$. Drugi człon w nawiasie reprezentuje prawdopodobieństwo napotkania w kolejce także drugiego pakietu.

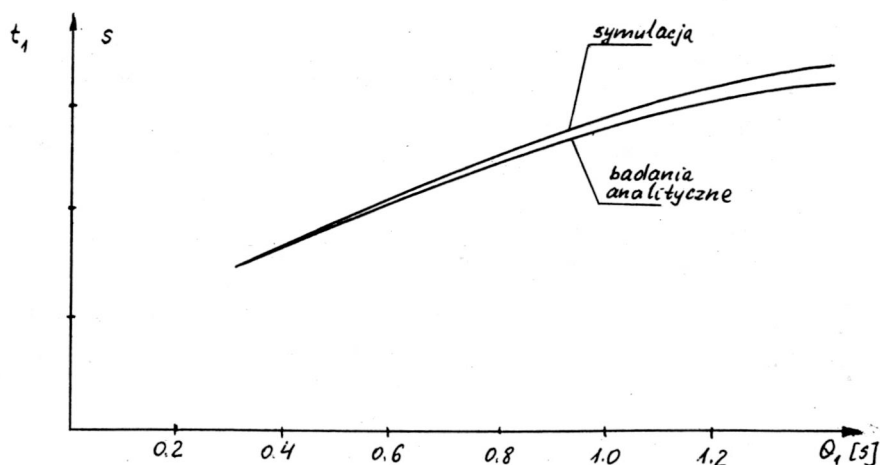
Wzór (4) interpretuje się podobnie, przy czym w tym przypadku badane są dwie kolejki, a liczba oczek przechodzących przez poszczególne linie jest większa.

Wyniki porównawcze przedstawione dla tego przykładu (rys. 4 i 5) wykazują dużą dokładność metody (przy niewielkiej złożoności obliczeniowej). Pełne badania i obliczenia dla konfiguracji z rys.3b wymagają obliczeń komputerowych, przy czym algorytm wg (3,4) jest szybko zbieżny.

Zwraca się uwagę na pewne rozbieżności wyników zauważone przy małych czasach myślenia użytkownika θ_k . Wynikają one z faktu, że w zakresie małych θ_k generatory tablicowe stosowane w Sitwie wytwarzają rozkłady bliskie zdeterminowanym, a nie wykładniczym. Zjawisko wzrostu przepustowości w wyniku stałych a nie losowych czasów myślenia przy dużych intensywnościach ruchu warte jest zbadania. Małe różnice czasów dla konfiguracji z rys.3a wynikają z błędów uproszczeń.



Rys. 4. Przykładowe wyniki badań dla konfiguracji z rys.3a
Fig. 4. Exemplary results for configuration 3a



Rys. 5. Przykładowe wyniki dla konfiguracji z rys.3b
Fig. 5. Exemplary results for configuration 3b

3. WNIOSKI KOŃCOWE

Przedstawione i inne przykłady dowodzą poprawności zaproponowanej metody i jej przydatności dla konkretnych prac inżynierskich. Dokładność wzorów uproszczonych jest całkowicie wystarczająca dla praktyki, a dla badań naukowych można stosować szybkozbieżne procesy iteracyjne. W pewnym stopniu wynika to z faktu, że czasy oczekiwania w sieciach zamkniętych z potwierdzeniami od końca do końca są ograniczone. Pracochłonność i koszty decydują o tym, że metoda analityczna, nawet uproszczona, jest tu znacznie przydatniejsza od metod symulacyjnych i pomiarowych.

LITERATURA

1. Bieleninik E., Lewoc J., Ocena jakości podsieci komunikacyjnej,³ Raport CO FWr., Nr 13/83, Wrocław 1983.
2. Czajkowski W., i in., A Performance Evaluation and Measurement Tool for Interuniversity Computer Network, Int. Conf. on Modelling Techniques and Tools for Performance Analysis, Paryż, maj 1985.
3. Czajkowski W. i in., Initial Performance Evaluation for a Communication Subnetwork Node, Int. Conf. on Modelling Techniques and Tools for Performance Analysis, Paryż 1984.

4. Lewoc J., Bieleninik E., Stanisiz A., Influence of Bulk Transfer and Interrogating Mode Traffic Separation on Performance of Computer Network, IFIP, 84 International Symposium on Network in Office Automation, Sofia 1984.

ANALYTICAL AND SIMULATION RESEARCHES OF COMMUNICATION SUBNETWORK

Analytical method for evaluating performance of computer network is proposed. The method has been verified by simulation researches of the node of Interuniversity Computer Network.

АНАЛИТИЧЕСКИЕ И ИМИТАЦИОННЫЕ ИССЛЕДОВАНИЯ КОММУНИКАЦИОННОЙ ПОДСЕТИ

В статье предложен аналитический метод оценки временных характеристик вычислительных сетей. Метод проверен имитационными исследованиями узла коммуникационной подсети вычислительной сети МСК.

symulacja sieci
komputerowej,
symulacja protokołów,
model strukturalny,
model operacyjny

Wojciech MOLISZ*

STRUKTURALNY MODEL SYMULACYJNY SIECI KOMPUTEROWEJ

Przedstawiono model strukturalny i system symulacyjny sieci komputerowej, umożliwiający badanie szerokiej klasy sieci ze szczególnym uwzględnieniem protokołów i realizującego je oprogramowania. Koncepcja modelu została oparta na tzw. elementach funkcjonalnych, łączonych według określonych reguł dla realizacji wymaganych funkcji. Omówiono podstawowe elementy modelu i realizującego go systemu programów.

1. WSTĘP

Doświadczenia zebrane w trakcie badań symulacyjnych sieci teleinformatycznych prowadzonych w Zakładzie Teorii Systemów Informacyjnych Instytutu Telekomunikacji Politechniki Gdańskiej od 1974-go roku doprowadziły w roku 1980 do postawienia zadania zaprojektowania i zrealizowania symulatora, umożliwiającego badanie i projektowanie szerokiej klasy sieci teleinformatycznych ze szczególnym uwzględnieniem protokołów i realizującego je oprogramowania. Postulowano symulator należący do nowej klasy modeli operacyjnych, dopuszczających zmiany zasad działania modelowanych sieci, zmienny zakres szczegółowości badań przy zachowaniu dostatecznej elastyczności i efektywności. Opisana wcześniej przez Schneidera [3] próba budowy modeli operacyjnych wykorzystywała koncepcję programowania strukturalnego do modelowania sieci za pomocą procesów współbieżnych. Wymienność modułów, reprezentujących procesy, obwarowana zachowaniem konwencji opisu i parametrów styku, zapewniała elastyczność modelu, ale nie wystarczała do badania rozbudowanych protokołów wielowarstwowej architektury logicznej sieci.

Bardziej elastyczny model sieci można zbudować definiując podstawowe elementy funkcjonalne, reguły ich łączenia oraz operacje realizujące funkcje sieci. W ten sposób moduły funkcjonalne sieci konstruuje się z mniejszych, niezależnie definiowanych elementów, a działanie modułów jest funkcją reguł przetwarzania i wymiany informacji elementów składowych. Na tej koncepcji została oparta budowa strukturalnego modelu symulacyjnego sieci komputerowej omawianego w następnych punktach.

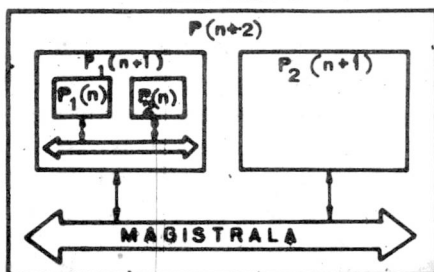
* Politechnika Gdańska, Instytut Telekomunikacji

2. STRUKTURALNY MODEL SIECI TELEINFORMATYCZNEJ

2.1. Elementy funkcjonalne

Podstawowym „budulcem” modelu są elementy funkcjonalne, które generują, modyfikują, przemieszczają w przestrzeni, opóźniają, bądź pochłaniają informacje. Informacje występują w postaci danych, rozumianych tak jak w informatyce lub wiadomości, posiadających strukturę umożliwiającą ich przesyłanie w sieci. Wyróżniamy trzy podstawowe typy elementów funkcjonalnych: element przetwarzania, element przesyłania i element oddziaływania. Element przetwarzania realizuje działania na strukturach danych, element przesyłania wprowadza przesunięcie przestrzenno-czasowe wiadomości, natomiast element oddziaływania realizuje proces zdarzeń zmieniających stan sieci.

Elementy można łączyć zgodnie z podanymi niżej regułami, otrzymując elementy wyższego rzędu, realizujące pożądane funkcje. Współdziałanie elementów przetwarzania w obrębie struktury złożonej odbywa się poprzez magistralę. Struktura może być wielopoziomowa, jak pokazano na rys. 1.



Rys.1. Przykład łączenia elementów przetwarzania

Fig.1. Example of connection of processing elements

Dwa elementy przetwarzania można też połączyć za pomocą elementu przesyłania. Z kolei element oddziaływania można dołączyć zarówno do elementu przetwarzania, jak i do elementu przesyłania. Element przetwarzania bezpośrednio wymieniający informacje z elementem przesyłania bądź z elementem oddziaływania nosi nazwę elementu obsługi. Obsługa jest lokalna, kiedy jest przypisana do konkretnego elementu, bądź globalna, kiedy tak nie jest.

Budowa realistycznego modelu sieci nakłada szereg ograniczeń na przedstawioną koncepcję ogólną i wymaga sprecyzowania dalszych elementów.

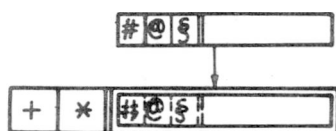
2.2. Sieciowe aspekty modelu

Przewidziano dwie wersje odwzorowania topologii modelowanych sieci: podstawową, w której komputery typu NODE, umieszczone w węzłach sieci, wymieniają informacje poprzez kanały telekomunikacyjne, jak również przetwarzają informacje, oraz wersję rozszerzoną, w której komputery typu NODE realizują tylko funkcje komunikacyjne, a przetwarzanie przeniesiono do komputerów typu HOST. Na reguły łączenia elementów, opisane w poprzed-

nim punkcie nałożono ograniczenia zapewniające spójność sieci. Wyróżniono dwa typy oddziaływań: UPPER - od procesów zewnętrznych i LOWER - z kanałem.

Elementami przesyłania są kanały dwupiętowe, scharakteryzowane dwoma parametrami: prędkością transmisji oraz prawdopodobieństwem błędu transmisji. Przewidziano uszkodzenia i naprawy kanałów i komputerów.

Wiadomości składają się z części organizacyjnej i z części informacyjnej. Część organizacyjna służy do identyfikacji źródła, przeznaczenia i samej wiadomości w obrębie sieci. Możliwe jest przenoszenie całej wiadomości w części informacyjnej innej wiadomości, tj. rozszerzanie wiadomości, zilustrowane na rys.2. Rozszerzanie wiadomości może być wielokrotne, co jest szczególnie przydatne przy modelowaniu protokołów warstwowej architektury logicznej sieci.

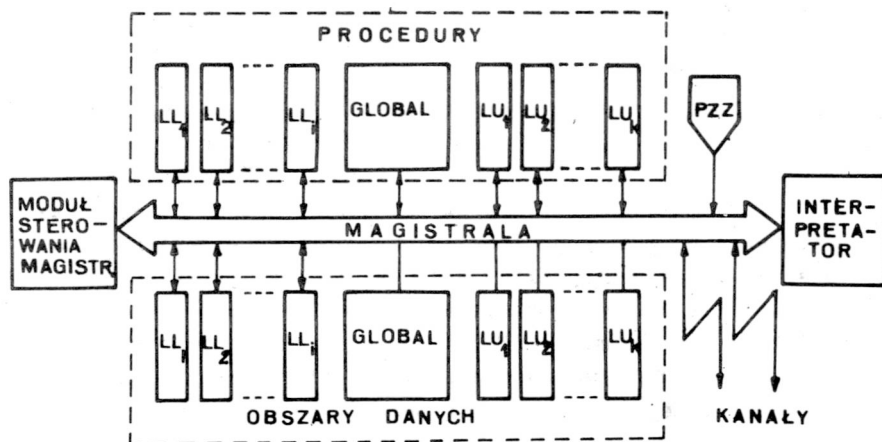


Rys.2. Rozszerzanie wiadomości

Fig.2. Extension of message

2.3. Model komputera

Kluczowymi elementami przetwarzania są komputery, których struktura, identyczna dla obu typów, jest przedstawiona na rys.3.



Rys.3. Struktura komputera
Fig.3. Structure of computer

Podstawowym elementem funkcjonalnym jest tu moduł obsługi, tj. zespół procedur realizujących określone funkcje wraz z obszarem danych, na którym działają te procedury. W każdym komputerze jest jeden moduł obsługi globalnej oraz moduły obsługi lokalnej w liczbie zgodnej z liczbą dołączonych kanałów i oddziaływań zewnętrznych.

Zdefiniowano cztery typy procedur: STRING - realizujące przetwarzanie danych, TIME - ustawiające czasy wystąpienia zdarzeń, BUFFER - obsługi buferów, oraz INTERFACE - umożliwiające wymianę informacji między komputerem a jego otoczeniem. Wprowadzanie do komputera obsługują procedury typu INTERFACE INPUT, a wyprowadzanie - INTERFACE OUTPUT. Każda procedura może być wolna, zawieszona lub wykonywana. Procedura zawieszona musi być wznowiona przed dalszym wykonaniem (z reguły dwufazowym).

W obszarze danych modułu obsługi można wyróżnić : 1/ tablicę wiadomości, 2/ zespół buferów (z operacjami wprowadzania, wyprowadzania i kontroli stanu), 3/ pola zmiennych arytmetycznych całkowitych, 4/ pola zmiennych sterujących (logicznych). Tablica wiadomości ma skończoną i stałą długość. Jeżeli jest w niej wolne miejsce, to można w nim utworzyć i zapisać nową wiadomość. Wiadomość zapisaną w tablicy można odczytać, przetworzyć lub zniszczyć.

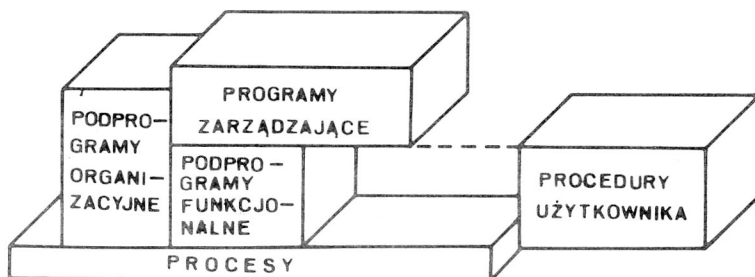
Organizacja przetwarzania w komputerze jest oparta o współdziałanie magistrali i interpretatora. Magistrala organizuje wymianę informacji i przepływ zadań w komputerze. Do jej funkcji należy : 1/ szeregowanie zadań dla interpretatora, 2/ zapewnienie dostępu do procedur i obszarów danych modułów obsługi, 3/ organizacja wymiany informacji między komputerem i jego otoczeniem. Z kolei interpretator wykonuje przy pomocy magistrali zadania definiowane przez procedury modułów obsługi.

3. SYSTEM SYMULACYJNY NETS

3.1. Programy systemu

Implementacją modelu jest system symulacyjny NETS, zaprojektowany i uruchomiony przez Augustynka i Liczbika [1] i eksploatowany na maszynie Odra 1305. System składa się z trzech programów : INIT, NSPS i STAT, napisanych w FORTRANIE. Program INIT służy do wstępnej organizacji bazy danych dla właściwego programu symulacyjnego NSPS. Z kolei program STAT umożliwia analizę przebiegu symulacyjnego, zapisanego przez program NSPS w pamięci masowej i obróbkę statystyczną wyników.

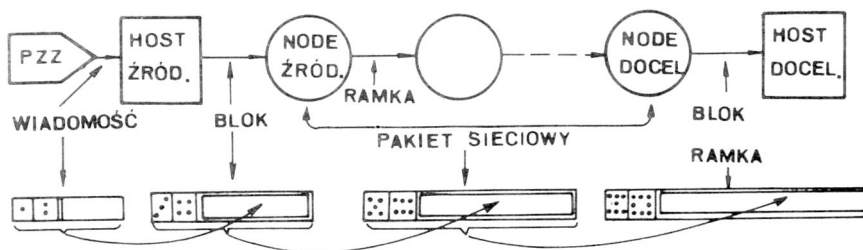
Jądem systemu jest program NSPS, którego struktura jest przedstawiona na rys.4. Program zarządzający (na szczycie hierarchii) identyfikuje zdarzenia, steruje przepływem zadań i zapewnia dostęp do procedur użytkownika i podprogramów funkcjonalnych. W realizacji tych zadań wykorzystywane są podprogramy organizacyjne. Podprogramy funkcjonalne są stałym elementem systemu, a użytkownik określa jedynie ich parametry. Użytkownik ma jednak aktywną rolę do odegrania, bowiem dołącza własne procedury, określające działanie modelowanej sieci. Procedury te korzystają z podprogramów bibliotecznych, a ich udział procentowy w systemie waha się w dużych granicach w zależności od stopnia szczegółowości modelowania.



Rys.4. Struktura programu NSPS
Fig.4. Structure of the program NSPS

3.2. Przykład specyfikacji elementów modelu

Dla ilustracji systemu przedstawimy teraz przykład specyfikacji dla typowego modelu sieci. Przykładowe formaty informacji (rozszerzanie wiadomości) są przedstawione na rys.5.



Rys.5. Formaty informacji
Fig.5. Information formats

```

SUBROUTINE NSL1
LOGICAL L1
INTEGER RDVAR
COMMON /OWN/ IUSE0(20,20),
             IUSE1(10), IUSE2(10),
             IUSE3(10), IUSE4(10)
IT1=IUSE1(1)
ID=IUSE3(1)
IT=ISIMTIME(K)
CALL SETSWITCH(L1, IT+IT1)
IF(L1) GO TO 2
CALL CREATE(5)
CALL WALNGHT(5, ID)
CALL PRINT(0,0,0,19HGENERACJA
RAMKI ACK)
CALL RECTAPE(9,0,0)
RETURN
2 CALL DISAS5(5,1,0)
K=RDVAR(2)
CALL DISAS5(5,2,K)
CALL PRINT(1,K,0,37HPOTWIERDZ
ENIE ODBIORU RAMKI DO NUMERU)
CALL RECTAPE(10,K,0)
CALL PUTBUF(5,2)
RETURN
END

```

W tej sieci należy zdefiniować co najmniej następujące protokoły :

- 1/ dostępu do podsieci komunikacyjnej,
- 2/ sieciowy,
- 3/ kanału międzywęzłowego.

Założmy, że w kanale międzywęzłowym stosuje się potwierdzanie ramek w mechanizmach okna oraz TIME-OUT. Do realizacji tego fragmentu protokołu użytkownik musi dołączyć następujące własne procedury

Rys.6. Przykład procedury użytkownika
Fig.6. Example of user's procedure

obsługi ramek : a/ potwierdzanych, b/ niepotwierdzanych, c/ potwierdzających ACK, oraz d/ realizacji mechanizmu TIME-OUT. Przykładowo wydruk procedury /a/ jest przedstawiony na rys.6. Nazwa w konwencji systemu oznacza odpowiednio: N-komputer typu NODE, S-procedurę typu STRING, L-moduł obsługi LOCAL LOWER, 1-numer procedury. Procedura jest bezparametrowa, a wszystkie procedury wywoływane przez nią należą do biblioteki systemu.

4. PODSUMOWANIE

Eksploatacja systemu NETS w pełni potwierdziła realizację stawianych mu celów. Już po wdrożeniu systemu okazało się, że według podobnej koncepcji, ale w oparciu o inne modele został niezależnie zrealizowany system symulacyjny MOSAIC [2] .

System NETS został opracowany dla modelowania sieci teleinformatycznych typu WAN i LAN, ale po niewielkich modyfikacjach nadaje się też do badania systemów wielodostępowych jedno i wieloprocesorowych. Dodatkowym rezultatem prac nad systemem jest propozycja języka symulacji Network Simulation Description Language [1] aktualnie poszukiwanego typu USER - FRIENDLY.

LITERATURA

1. Augustynek Z., Liczbik A.: Strukturalny model symulacyjny sieci teleinformatycznej. Praca magisterska, Politechnika Gdańska, Wydział Elektroniki, 1981
2. Didic M., Wolfinger B.: Simulation of a local computer network architecture applying a unified modeling system. Computer Networks 6 /1982/ 75-91
3. Schneider G.M.: A modular approach to computer network simulation. Computer Networks 1 /1976/ 95-98

STRUCTURED SIMULATION MODEL OF COMPUTER NETWORK

Structured model and simulation system of computer network are presented which allow the modeling of a broad class of networks, including their protocols and significant portion of their software. The model providing the operational degree of flexibility is based on the concept of functional elements. The complex structures having the desired properties can be composed of such elements, according to some connection rules. Basic elements of the model are described. The simulation system is implemented on ODRA 1305 computer. It is intended to simulate the behaviour of W.A.N. and L.A.N. type computer networks, but can be also applied for the case of multiaccess multiprocessor computing systems.

СТРУКТУРНАЯ ИМИТАЦИОННАЯ МОДЕЛЬ ВЫЧИСЛИТЕЛЬНОЙ СЕТИ

Рассмотрена структурная модель и имитационная система программ вычислительной сети, позволяющая моделировать широкий класс сетей с учётом протоколов и большей части их программного обеспечения. Основой модели являются функциональные элементы, которые соединяются для реализации определённых функций. Рассмотрены принципиальные элементы модели и соответствующей системы программ на вычислительной машине ОДРА 1305.

węzeł sieci komputerowej,
system strumieniowy,
optymalizacja przepustowości

Bolesław MRUGAŁA*

OPTYMALIZACJA PRZEPUSTOWOŚCI WĘZŁA SIECI KOMPUTEROWEJ

Funkcje realizowane przez poszczególne warstwy oprogramowania węzła sieci komputerowej są ustalane arbitralnie przez projektantów sieci. Przy wielomikroprocesorowej realizacji węzła i przyporządkowaniu każdej warstwie odrębnego mikroprocesora pojawia się problem takiego rozdziału oprogramowania na warstwy, które maksymalizuje przepustowość całego węzła. Przepustowość ta ma z kolei wpływ na średni czas przebywania informacji w sieci. Przedstawiony model dotyczy systemów typu strumieniowego (pipe-lining), do której te klasy systemów można zaliczyć oprogramowanie (lub jego fragmenty) węzła sieci komputerowej.

1. OPIS MODELU MATEMATYCZNEGO

1.1. Charakterystyka zadania zgłoszenia

Każde ze zgłoszeń napływających do węzła sieci jest realizowane w myśl tego samego algorytmu opisanego siecią S , która oparta jest na grafie G . Niech $G = \langle W, U \rangle$ ($G = \langle W, \Gamma \rangle$) będzie spójnym grafem Berge'a bez pętli i cykli. Zbiór W wierzchołków tego grafu reprezentuje zbiór operacji elementarnych, tzn. każdemu wierzchołkowi W_i ($i=1,2,\dots,I$) odpowiada i -ta operacja. Zbiór U jest relacją następstwa operacji elementarnych (zbiór łuków). Na zbiorze wierzchołków określona jest funkcja $\xi: W \rightarrow \mathbb{R}$ taka, że $\xi(W_i) = t_i$ jest czasem realizacji i -tej operacji elementarnej. Na zbiorze łuków określona jest funkcja $\psi: U \rightarrow (0,1]$ taka, że $\psi(U_j) = p_j$ jest interpretowane jako warunkowe prawdopodobieństwo przejścia przez łuk U_j wychodzący z węzła W_i , pod warunkiem, że węzeł W_i został osiągnięty. Aby ψ była funkcją prawdopodobieństwa musi spełniać warunek

$$\bigwedge_i \sum_{j: U_j = \langle W_i, W_{i'} \rangle} p_j = 1 \quad (1)$$

Trójka $S = \langle G, \xi, \psi \rangle$ jest siecią realizacji zadań.

* Wojskowy Instytut Informatyki, Filia nr 2, Warszawa - Bemowo

1.2. Podział grafu na strefy

Utwórzmy z elementów zbioru wierzchołków W , K -elementowy ($1 \leq K \leq I$) ciąg $W^S = (W_1, W_2, \dots, W_K, \dots, W_K)$, taki, że:

$$\bigwedge_{\substack{k, k' \\ k \neq k'}} W_k \cap W_{k'} = \emptyset \quad (2)$$

$$\bigwedge_k W_k \neq \emptyset \quad (3)$$

$$\bigcup_{k=1}^K W_k = W \quad (4)$$

Ciąg W^S nazywać będziemy podziałem grafu na strefy, jeżeli:

$$i; \Gamma^{-1}(W_1) = \emptyset \quad W_1 \in W_1 \quad (5)$$

$$i; \Gamma(W_1) = \emptyset \quad W_1 \in W_K \quad (6)$$

$$\bigwedge_1 j; W_j \in \Gamma(W_1) \quad W_1 \in W_k \wedge W_j \in W_{k'} \Rightarrow k \leq k' \quad (7)$$

a element W_k tego ciągu nazywać będziemy k -tą strefą.

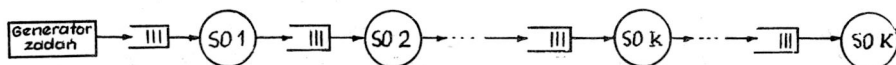
1.3. Obsługa zadań

Każdą drogę $\mu_m = (W^1, W^2, \dots, W^{b_m}, \dots, W^{B_m})$, ($m=1, 2, \dots, M$) w grafie G ($W^{b_m} \in W$) nazywać będziemy ciągiem technologicznym zadania, jeżeli:

$$W^1 \in \{W_1; \Gamma^{-1}(W_1) = \emptyset\} \quad (8)$$

$$W^{B_m} \in \{W_1; \Gamma(W_1) = \emptyset\} \quad (9)$$

Zadania są obsługiwane przez K -stanowiskowy system masowej obsługi. System ten zwany systemem strumieniowym (rys.1) charakteryzuje się tym, że poszczególne stanowiska wraz ze swoimi kolejkami usytuowane są szeregowo. Każda z kolejek ma nieograniczoną pojemność. Na k -tym stanowisku realizowane będą operacje elementarne należące do k -tej strefy.



Rys. 1. Strumieniowy system masowej obsługi

Fig. 1. Pipe-lining system

Jeżeli przez α_k^m oznaczymy moment rozpoczęcia obsługi m -tego zadania na k -tym stanowisku, a przez β_k^m - moment zakończenia obsługi m -tego zadania na k -tym stanowisku, to proces obsługi zadań jest taki, że:

$$\alpha_1^1 = 0 \quad (10)$$

$$\beta_k^m = \alpha_k^m + t_k^m \quad (11)$$

$$\alpha_k^{m+1} = \max [\beta_k^m, \beta_{k-1}^{m+1}] \quad (12)$$

$$\text{gdzie } t_k^m = \sum_{i: W_i \in W_k \wedge W \text{ jest elementem } \mu_m} t_i \quad (13)$$

jest czasem realizacji m-tego zadania na k-tym stanowisku.

1.4. Sformułowanie problemu

Niech będzie dana sieć realizacji zadań S, jej elementy G, ξ, ψ oraz ilość przedziałów, na które ma być podzielony graf G. Przy wcześniej omówionych ograniczeniach i założeniach należy znaleźć taki podział na strefy $W^s \in 2^{W^s}$, aby zminimalizować średni czas realizacji zgłoszenia

$$\lim_{M \rightarrow \infty} \frac{\beta_K^M}{M} \quad (14)$$

2. ALGORYTM ROZWIĄZANIA PROBLEMU

2.1. Definicje

Pojęcia poniżej zdefiniowane będą wykorzystywane w algorytmie.

Mówimy, że węzeł W_i poprzedza węzeł $W_{i'}$, jeżeli w grafie G istnieje droga $\mu(W_i, W_{i'})$. Oznaczać to będziemy: $W_i \rightarrow W_{i'}$.

Zbiór $\Pi(U_j) = \{U_k = \langle W_k, W_{k'} \rangle : W_k = W_j\}$ nazywać będziemy zbiorem łuków następujących po łuku $U_j = \langle W_j, W_{j'} \rangle$.

Zbiór $\Pi^{-1}(U_j) = \{U_k = \langle W_k, W_{k'} \rangle : W_{k'} = W_j\}$ nazywać będziemy zbiorem łuków poprzedzających łuk $U_j = \langle W_j, W_{j'} \rangle$.

Węzeł W_i nazywać będziemy początkiem łuku U_j , jeżeli $U_j = \langle W_i, W_{i'} \rangle$. Oznaczać go będziemy W_j^{pocz} .

Węzeł $W_{i'}$ nazywać będziemy końcem łuku U_j , jeżeli $U_j = \langle W_{i'}, W_i \rangle$. Oznaczać go będziemy W_j^{kon} .

Przekrojem rozdzielającym strefy k-tą z k+1-szą nazywać będziemy zbiór $U^k = \{U_j = \langle W_i, W_{i'} \rangle : W_i \in W_k \wedge W_{i'} \in W_{k+1}\}$.

2.2. Algorytm

A. Cechowanie łuków cechą q_j (q_j -prawdopodobieństwo przejścia przez j-ty łuk).

a/ $q_j = p_j$ dla $j: \Gamma^{-1}(W_j^{\text{pocz}}) = \emptyset$

b/ Do cechowania wybieramy taki nieocechowany łuk, którego wszystkie łuki poprzedzające $\Pi^{-1}(U_x)$ są ocechowane cechą q_j i nadajemy mu cechę

$$q_x = p_x \cdot \sum_{j: U_j \in \Pi^{-1}(U_x)} q_j \quad (15)$$

c/ Czy wszystkie łuki są ocechowane cechą q_j ? jeżeli nie, to skocz do A.b/.

B. Cechowanie łuków cechą a_j (a_j - średnia odległość od początku).

a/ $a_j = \zeta(w_j^{\text{pocz}})$ dla $j: \Gamma^{-1}(w_j^{\text{pocz}}) = \emptyset$

b/ Do cechowania wybieramy nieocechowany cechą a_j łuk U_x , taki, którego wszystkie łuki poprzedzające $\Pi^{-1}(U_x)$ są ocechowane cechą a_j i nadajemy mu cechę

$$a_x = \frac{\sum_{j: U_j \in \Pi^{-1}(U_x)} a_j \cdot q_j}{\sum_{j: U_j \in \Pi^{-1}(U_x)} q_j} + \zeta(w_x^{\text{pocz}}) \quad (16)$$

c/ Czy wszystkie łuki są ocechowane cechą a_j ? Jeżeli nie, to skocz do B.b/.

C. Cechowanie łuków cechą b_j (b_j - średnia odległość od końca).

a/ $b_j = \zeta(w_j^{\text{kon}})$ dla $j: \Gamma(w_j^{\text{kon}}) = \emptyset$

b/ Do cechowania wybieramy taki łuk U_x , którego wszystkie łuki po nim następujące $\Pi(U_x)$ są ocechowane cechą b_j i nadajemy mu cechę

$$b_x = \sum_{j: U_j \in \Pi(U_x)} p_j \cdot b_j + \zeta(w_x^{\text{kon}}) \quad (17)$$

c/ Czy wszystkie łuki są ocechowane cechą b_j ? Jeżeli nie, to skocz do C.b/.

D. Znaleźć dowolny podział na K stref. Zapamiętać ten podział.

$$T_{\min \max} := \infty$$

E. Dla każdej k -tej ($k=1, 2, \dots, K$) strefy liczymy średni czas przebywania zadania w strefie:

$$\bar{T}_k = \sum_{j \in U^{k+1}} q_j \cdot a_j - \sum_{j \in U^k} q_j \cdot a_j$$

F. Wybieramy strefę W_x taką, że: $\bar{T}_x = \max_k \{\bar{T}_k\}$. Czy $\bar{T}_x \leq T_{\min \max}$? Jeżeli tak, to zapamiętujemy ten podział.

G. Obliczamy średni czas dojścia do x -tej strefy $\bar{T}_x^{\text{pocz}}$ i średni czas przejścia od x -tej strefy do końca $\bar{T}_x^{\text{kon}}$

$$\bar{T}_x^{\text{pocz}} = \begin{cases} \infty & \text{jeżeli } x = 1 \\ -\frac{1}{x-1} \sum_{i=1}^{x-1} T_i & \text{dla } x \neq 1 \end{cases}$$

$$\bar{T}_x^{\text{kon}} = \begin{cases} -\frac{1}{K-x} \sum_{i=x+1}^K T_i & \text{dla } x \neq K \\ \infty & \text{jeżeli } x = K \end{cases}$$

Jeżeli $\bar{T}_x^{\text{pocz}} > \bar{T}_x^{\text{kon}}$ to skocz do K.

H. Dla każdego $W_i \in W_X : \langle W_i, W_i \rangle \in U^{X-1}$ wyznaczamy cechę $\bar{T}_k^i$ ($\bar{T}_k^i$ - średnia długość drogi wnoszona przez i-ty węzeł w k-tej strefie).

a/ Łuki $U_j = \langle W_i, W_i \rangle$ takie, że $W_i \in W_{X-1}$ cechujemy cechami $q_j = p_j$ i $a_j = t_i$.

b/ Czy istnieje taki łuk $U_X = \langle W_i, W_i \rangle$, którego wszystkie łuki poprzedzające $\pi^{-1}(U_X)$ są ocechowane i $W_i \in W_X$? Jeżeli nie, to skocz do H.d/.

c/ Wybrany łuk cechujemy cechami:

$$q_X = p_X \sum_{j \in \pi^{-1}(U_X)} q_j$$

$$a_X = \frac{\sum_{j \in \pi^{-1}(U_X)} q_j \cdot a_j}{\sum_{j \in \pi^{-1}(U_X)} q_j}$$

d/ Obliczamy $\bar{T}_X^i = \sum_{j \in U^k} a_j \cdot q_j$

I. Wybieramy węzeł W_X , dla którego $\bar{T}_k^X = \max_i \bar{T}_k^i$.

J. $W_{X-1} := W_{X-1} \cup W_X \cup \pi^{-1}(W_X) \cap W_X$

$W_X := W_X \setminus W_X \cup \pi^{-1}(W_X) \cap W_X$

Skocz do N.

K. Dla każdego węzła $W_i \in W_X : \langle W_i, W_i \rangle \in U^{X+1}$ wyznaczamy cechę $\bar{T}_k^i$.

a/ Łuki $U_j = \langle W_i, W_i \rangle$ takie, że $W_i \in U^{X+1}$ cechujemy cechami $q_j = p_j$

i $b_j = t_i$.

b/ Czy istnieje łuk $U_X = \langle W_i, W_i \rangle$ taki, którego wszystkie łuki po nim następujące $\pi(U_X)$ są ocechowane i $W_i \in W_X$? Jeżeli nie, to skocz do K.d/.

c/ Wybrany łuk cechujemy cechami

$$q_X = p_X \sum_{j: U_j \in \pi(U_X)} q_j$$

$$b_X = \frac{\sum_{j: U_j \in \pi(U_X)} q_j \cdot b_j}{\sum_{j: U_j \in \pi(U_X)} q_j}$$

i skocz do K.b/.

d/ Obliczamy $\bar{T}_k^i = \sum_{j \in U^{k-1}} b_j \cdot q_j$

L. Wybieramy węzeł W_X , dla którego $\bar{T}_k^X = \max_i \{ \bar{T}_k^i \}$

M. $W_X := W_X \setminus [W_X \cup (\pi(W_X) \cap W_X)]$

$W_{X+1} := W_{X+1} \cup [W_X \cup (\pi(W_X) \cap W_X)]$

N. Czy taki podział już był (czy jest zapamiętany)? Jeżeli nie, to skocz do E. Jeżeli tak, to KONIEC. Ostatnio wyznaczony podział na strefy jest optymalny.

OPTIMIZATION OF THROUGHPUT OF COMPUTER NETWORK NODE

A b s t r a c t: Network designer arbitrary defines the functions which ought to be realized by the respective programming levels of the nodes of the computer network. For the multimicroprocessor nodes when the individual programming levels are realized by the different processors the goal of the designer is to maximize of the throughput of the node by the proper task allocation among microprocessors. Average delay time of the network depends of the throughput of the nodes. The model considered in the paper describes the nodes' programming or fragments of them as a pipe-lining system.

ОПТИМИЗАЦИЯ ПРОПУСКНОЙ СПОСОБНОСТИ УЗЛА КОМПЬЮТЕРНОЙ СЕТИ

Функции, реализуемые отдельными слоями программного обеспечения узла сети ЭВМ фиксируют проектанты сети. Когда узел состоит из нескольких микропроцессоров и одиночный слой принадлежит одному микропроцессору, тогда возникает проблема такого распределения программного обеспечения к слоям, чтобы максимизировать пропускную способность узла. Эта пропускная способность влияет на среднее время передачи информации в сети. Рассматриваемая модель представляет поточную систему. К этому классу систем принадлежит программное обеспечение или его компоненты узла сети ЭВМ.

sieci masowej obsługi,
sieci Markowa,
sieci z priorytetami,
metody aproksymacyjne

Walenty ONISZCZUK *

SIECI KOLEJKOWE (MASOWEJ OBSŁUGI) JAKO MODELE SYSTEMÓW I SIECI KOMPUTEROWYCH

Niniejszy artykuł jest przeglądem ważniejszych wyników badań poświęconych sieciom kolejkowym (masowej obsługi) i zastosowaniu ich do modelowania systemów komputerowych i lokalnych oraz rozległych sieci komputerowych. W procesie projektowania takich sieci należy rozwiązać szereg problemów związanych z określeniem wydajności sieci, zlokalizowaniem „wąskich gardeł”, określeniem strumieni zadań w kanałach, pojemności buforów i węzłów sieci.

1. SIECI MARKOWA

W teorii kolejek (masowej obsługi) występują systemy składające się z kanałów obsługi i połączone tak, że możemy mówić o sieci węzłów (wierzchołków), z których każdy można traktować jako podstawowy jedno lub wielostanowiskowy system obsługi. Zadania do takiej sieci mogą wchodzić w różnych węzłach, oczekiwać w poczekalniach i po przejściu przez stanowisko obsługi przejść do następnego stanowiska lub wyjść z sieci.

Pierwsze prace nad tego typu sieciami związane są z nazwiskiem Jacksona [6], który analizował sieć składającą się z N węzłów, w i -tym węźle jest m_i równoległych stanowisk obsługi, jedna kolejka, wykładniczy rozkład czasu obsługi z wartością średnią $1/\mu_i$. Do wierzchołka i przybywa z zewnątrz strumień zadań z niezależnego poissonowskiego źródła, z intensywnością δ_i zadań w jednostce czasu. Zadanie z prawdopodobieństwem r_{ij} przechodzi z węzła i do węzła o numerze j lub opuszcza sieć z prawdopodobieństwem $1 - \sum_{j=1}^N r_{ij}$. Jeżeli zsumujemy intensywność strumienia wychodzącego z węzła i (strumienie dochodzące z innych węzłów i z zewnątrz), to otrzymamy

$$\lambda_i = \delta_i + \sum_{j=1}^N \lambda_j r_{ji}, \quad i = 1, 2, \dots, N \quad (1)$$

Jackson pokazał, że każdy węzeł (wierzchołek) sieci można traktować jako niezależny system obsługi typu M/M/m z strumieniem Poissona na wej-

* Politechnika Białostocka, Ośrodek Elektronicznej Techniki Obliczeniowej

ściu (z parametrem λ_i). Jeżeli oznaczymy przez k_i liczbę zadań w węźle o numerze i (w poczekalni i na stanowiskach obsługi), to stan całej sieci można opisać wektorem $\vec{k} = (k_1, k_2, \dots, k_N)$. Graniczne prawdopodobieństwo tego stanu oznaczamy przez $p(k_1, k_2, \dots, k_N)$, zaś przez $p_i(k_i)$ - graniczne prawdopodobieństwo tego, że w węźle i będzie znajdować się k_i zadań. Jackson udowodnił, że między tymi wielkościami zachodzi następujący związek

$$p(k_1, k_2, \dots, k_N) = p_1(k_1) p_2(k_2) \dots p_N(k_N) \quad (2)$$

Sieć Jacksona zmodyfikowali Gordon i Newell [5]. Była to sieć typu zamkniętego, w której znajduje się tylko K zadań bez możliwości zewnętrznego dopływu i odpływu. Dla wektora stanu sieci $\vec{k} = (k_1, k_2, \dots, k_N)$ zachodzi następująca zależność

$$\sum_{i=1}^N k_i = K \quad (3)$$

Dla tego typu sieci graniczne prawdopodobieństwo, że w węzłach znajduje się określona liczba zadań, wyraża się wzorem

$$p(k_1, k_2, \dots, k_N) = \frac{1}{G(K)} \prod_{i=1}^N \frac{x_i^{k_i}}{\beta_i(k_i)} \quad (4)$$

gdzie zbiór liczb $\{x_i\}$ powinien spełniać układ równań liniowych

$$\mu_i x_i = \sum_{j=1}^N \mu_j x_j r_{ij}, \quad i = 1, 2, \dots, N \quad (5)$$

$$G(K) = \sum_{\vec{k} \in A} \prod_{i=1}^N \frac{x_i^{k_i}}{\beta_i(k_i)} \quad (6)$$

$\vec{k} = (k_1, k_2, \dots, k_N)$, A - zbiór wektorów $\vec{k}$, dla których $k_1 + k_2 + \dots + k_N = K$,

$$\beta_i(k_i) = \begin{cases} k_i! & , k_i \leq m_i \\ m_i! \frac{k_i - m_i}{m_i} & , k_i \geq m_i \end{cases} \quad (7)$$

Scherr [17] jako pierwszy zastosował markowskie modele do analizy pracy wielodostępnego systemu komputerowego CTSS w Massachusetts Institute of Technology. Jednak teorię Jacksona - Gordona - Newella praktycznie zastosował Moore [12], który odkrył, że zamknięte markowskie sieci kolejkowe nadają się do modelowania pracy wielodostępnych systemów komputerowych, w których każdy z zasobów systemu modeluje się jednym węzłem sieci. Buzen [2] opracował wydajne algorytmy numeryczne do tego typu modeli.

Sieci kolejkowe przy bardziej ogólnych założeniach początkowych przedstawione są w pracy Basketta [1]. Jednak należy tutaj dodać, że Baskett dążył do zachowania markowskiego charakteru sieci. Sieć ta skła-

dała się z N węzłów (centra obsługi). Liczba zadań - skończona i podzielona na L różnych typów. Zadania przechodzą między węzłami z prawdopodobieństwem r_{ij} . Można rozpatrywać otwartą, jak i zamkniętą sieć. Centra obsługi (węzły) mogą być następujących typów:

- 1) algorytm szeregowania zadań FCFS, jedno stanowisko obsługi, rozkład wykładniczy czasu obsługi,
- 2) cykliczny algorytm szeregowania, jedno stanowisko, rozkład dowolny czasu obsługi,
- 3) liczba stanowisk obsługi większa niż liczba zadań mogących przejść przez to stanowisko, rozkład dowolny czasu obsługi (z racjonalną transformatą Laplace'a),
- 4) Algorytm z priorytetem bezwzględny i LCFS, jednokanałowe stanowisko obsługi, rozkład dowolny czasu obsługi.

W pracy tej udowodniono, że graniczne prawdopodobieństwo stanu sieci można zapisać w postaci iloczynu

$$p(S = x_1, x_2, \dots, x_N) = C d(S) f_1(x_1) f_2(x_2) \dots f_N(x_N) \quad (8)$$

gdzie, C jest stałą gwarantującą, że suma prawdopodobieństw jest równa 1, $d(S)$ jest funkcją liczby zadań w sieci i każde f_i jest funkcją zależną od typu wierzchołka i sieci. Muntz i Wong [14] opracowali efektywne algorytmy obliczeń dla tego typu sieci.

2. APROKSYMACYJNE METODY ANALIZY SIECI

Ważne miejsce w analizie sieci kolejkowych zajmują metody przybliżone (jak dyfuzji, dekompozycji, metoda MVA, przepływu i inne).

Przykłady zastosowania metody dyfuzji do analizy sieci kolejkowych można znaleźć w pracach Kobayashi [9]. Ogólnie rzecz ujmując metoda dyfuzji polega na **zamianie** procesów dyskretnych procesami ciągłymi (uwzględniając wartości średnie i wariancje zgodnie z rozkładem normalnym Gaussa).

Metoda dekompozycji polega na wydzieleniu części sieci (subsieci) i badaniu jej niezależnie od pozostałej części sieci (otoczenia) (patrz np. [3,4]). Chandy [3] do analizy sieci złożonej z M wierzchołków (stacji obsługi) i N zadań wykorzystał znaną z elektrotechniki teorię Nortona.

Reiser i Lavenberg [16] do analizy zamkniętych sieci kolejkowych zaproponowali metodę opartą na wzorze Litte'a i nazwali ją MVA (mean - value analysis).

Z innych nowszych metod można wymienić np. metodę przepływu (fluid flow) [19] i GQB (generalized quick bound) [18].

Mając na uwadze trudności powstające przy analizie złożonych sieci,

w ostatnim okresie powstało szereg systemów (software package) służących temu celowi, np. [15,20] .

3. SIECI KOLEJKOWE Z PRIORYTETAMI

W ostatnich latach pojawiło się szereg publikacji poświęconych sieciom kolejkowym z priorytetami, Morris w pracy [13] metodami dokładnymi analizuje zamkniętą sieć z priorytetami, składającą się z dwóch stanowisk obsługi, a w końcu artykułu, na przykładach, daje porównanie wyników otrzymanych metodami ścisłymi i aproksymacyjnymi. Massey [11] przedstawił zastosowanie teorii operatorów do analizy markowskich otwartych sieci kolejkowych z różnorodnymi algorytmami szeregowania zadań (z priorytetami, FIFO, LIFO, PS (algorytm cykliczny)). Używając symboliki Kendall'a, Massey sieć taką oznaczył $(M^C/M^C/1/GD)^N$. W związku z tym, że analiza metodami dokładnymi sieci z priorytetami jest bardzo trudna, powszechnie stosowane są metody aproksymacyjne (przybliżone). Wymieńmy tutaj dwie nowsze prace: Kumara [10] i Kaufmana [8], które ilustrują kierunki nowych badań nad tym tematem.

4. LITERATURA

1. Baskett F., Chandy K.M., Huntz R.R. and Palacios F.G. Open, Closed and Mixed Networks of Queues with Different Classes of Customers. Journal of the ACM, v.22, No.2, 1975, pp.248-260.
2. Buzen J.P. Computational Algorithms for Closed Queueing Networks with Exponential Servers. Commun. ACM, v.16, No.9, 1973, pp.527-531.
3. Chandy K.M., Herzog U., Woo L. Parametric Analysis of Queueing Networks. IBM Journal of Research and Development, v.19, No.1, 1975, pp.36-42.
4. Chandy K.M., Sauer C.H. Approximate Methods for Analyzing Queueing Network Models of Computing Systems. Computing Surveys, v.10, No.3, 1978, pp.281-317.
5. Gordon W.J., Newell G.F. Closed Queueing Systems with Exponential Servers. Operations Research, v.15, 1967, pp.254-265.
6. Jackson J.R. Networks of Waiting Lines. Operations Research, v.5, 1957, pp.518-521.
7. Jackson J.R. Jobshop Like Queueing Systems. Management Science, v.10, 1963, pp.131-142.
8. Kaufman J.S. Approximation Methods for Networks of Queues with Priorities. Performance Evaluation, v.3, 1984, pp.183-198.
9. Kobayashi H. Application of the Diffusion Approximation to Queueing Networks I: Equilibrium Queue Distributions. Journal of the ACM, v.21, No.2, 1974, pp.316-328, II: Nonequilibrium Distributions and Application to Computer Modeling. Journal of the ACM, v.21, No.3, 1974, pp.459-469.
10. Kumar A. Equivalent Queueing Networks and Their Use in Approximate Equilibrium Analysis. The Bell System Technical Journal, v.62, No.10, 1983, pp.2893-2910.
11. Massey W.A. Open Networks of Queues: Their Algebraic Structure and Estimating Their Transient Behavior. Advances in Applied Probability, v.16, No.1, 1984, pp.176-201.
12. Moore C.G. III Network Models for Large - Scale Time Sharing Systems. Technical Report 71-1, Department of Industrial Engineering,

University of Michigan, 1971.

13. Morris R.J.T. Priority Queueing Networks. The Bell System Technical Journal, v.60, No.8, 1981, pp.1745-1769.

14. Muntz R.R., Wong J. Efficient Computational Procedures for Closed Queueing Network Models. Proceedings of the Seventh Hawaii International Conference on System Sciences, 1974, pp.33-36.

15. Ramakrishnan K.G., Mitra D. An Overview of PANACEA, a Software Package for Analyzing Markovian Queueing Networks. The Bell System Technical Journal, v.61, No.10, 1982, pp.2849-2872.

16. Reiser M., Lavenberg S.S. Mean - Value Analysis of Closed Multichain Queueing Networks. Journal of ACM, v.27, No.2, 1980, pp.313-322.

17. Scherr A.L. An Analysis of the Shared Computer System. MIT Press, Cambridge, Massachusetts, 1967.

18. Suri R. Generalized Quick Bounds for Performance of Queueing Networks. Computer Performance, v.5, No.2, 1984, pp.116-120.

19. Vandergraft J.S. A Fluid Flow Model of Networks of Queues. Management Science, v.29, No.10, 1983, pp.1198-1208.

20. Whitt W. The Queueing Network Analyzer. The Bell System Technical Journal, v.62, No.9, 1983, pp.2779-2815.

QUEUEING SYSTEMS and NETWORKS as MODELS of COMPUTER NETWORKS

This paper presents a review of main investigations on the queueing networks and their application for the modeling of computer systems and local and large - scale computer networks. The paper consists of three parts. Part One presents Markov networks (Jackson - Gordon - Newell and Baskett et al. networks). Part Two describes approximation methods for the analysis of queueing networks, whereas Part Three deals with priority queueing networks.

СЕТИ МАССОВОГО ОБСЛУЖИВАНИЯ КАК МОДЕЛИ ВЫЧИСЛИТЕЛЬНЫХ СИСТЕМ И СЕТЕЙ

В статье дается обзор важнейших результатов по исследованию сетей массового обслуживания (МО) и применению их к моделированию вычислительных систем, а также локальных и глобальных вычислительных сетей. В первой части статьи рассматриваются марковские сети МО (сеть Джексона, Гордона и Ньюэлла, а также сеть Баскета). Во второй и третьей частях рассматриваются приближенные методы анализа сетей МО и приоритетные сети.

lokalna sieć komputerowa,
symulacja, protokoły,
warstwy łącza danych

Andrzej PACH *

KONCEPCJA SYMULATORA FUNKCJI WARSTWY ŁĄCZA DANYCH
W WIELOWARSTWOWYM MODELU LOKALNEJ SIECI TELEKOMUNIKACYJNEJ **

Przedstawiono koncepcję symulatora warstwy łącza danych oraz warstwy fizycznej, która występuje w postaci modelu analitycznego w wielowarstwowym modelu OSI/ISO przystosowanym do lokalnych sieci teleinformatycznych (LAN). Przedstawiony symulator umożliwia modelowanie szerokiej klasy sieci LAN o topologii magistralowej ze śledzeniem zajętości kanału. Może on także współpracować z symulatorami warstw wyższych.

1. WPROWADZENIE

Obecnie bardzo dużo uwagi w literaturze światowej poświęca się modelowaniu lokalnych sieci telekomunikacyjnych (ang. "Local Area Network" - LAN), co wynika w znacznej mierze z ich dość częstego stosowania dla połączenia zasobów komputerowych w obrębie jednej jednostki organizacyjnej (np. uczelni, fabryki czy biura) lub na małym obszarze (zwykle do 10 km). Jedną z cech charakterystycznych dla sieci LAN jest stosowanie wspólnego kanału łączności dla wielu użytkowników. Ponieważ generowanie wiadomości przez użytkowników ma charakter losowy, zatem wyłania się problem sterowania dostępem do kanału. Rozwiązany on jest przy użyciu tzw. protokołów wielodostępowych. Opisane w literaturze modele analityczne z reguły dotyczą protokołów wielodostępowych i to przy szeregu założeń upraszczających, jak np. jednorodność zbioru użytkowników, synchroniczna praca nadajników (co umożliwia konstrukcję włożonych łańcuchów Markowa), czy prawdopodobieństwo przepełnienia buforu użytkownika równe zeru. Aby otrzymać bardziej dokładne rezultaty dla pełniejszych sieci, w których występuje np. warstwa sterowania logicznego kanałem, warstwy wyższe lub w przypadku sieci niejednorodnej należy zastosować badania symulacyjne.

*Akademia Górniczo-Hutnicza, Instytut Automatyki, Inżynierii Systemów i Telekomunikacji

**Praca wykonana w ramach Problemu Węzłowego O6.4 PAN

W niniejszej pracy przedstawiono koncepcję symulatora funkcji spełnianych przez warstwę łącza danych w wielowarstwowym modelu OSI/ISO zaadaptowanym dla sieci lokalnych przez Komitet IEEE 802. Ponadto przy konstrukcji symulatora kierowano się następującymi warunkami ograniczającymi:

1. Założono, że modelowana sieć LAN ma topologię magistralową.
 2. Dostęp do kanału oparty jest o protokół typu CSMA (śledzenie zajętości kanału) [2] lub jego pochodne (np. CSMA/CD - Ethernet) [3].
- Prócz powyższych ograniczeń model symulacyjny należało skonstruować w taki sposób, aby
- można było modelować szeroką klasę protokołów wielodostępowych (CSMA, CSMA/CA, CSMA/CD, z nadajnikami niecierpliwymi (ang. "non-persistent") i cierpliwymi (ang. "persistent")),
 - zbiór użytkowników był niejednorodny (w sensie np. różnych zasobów pamięci czy też priorytetów),
 - symulator pozwalał na wprowadzanie zmian w zależności od indywidualnego zapotrzebowania użytkownika programu,
 - symulator mógł współpracować z symulatorami warstw wyższych,
 - można go było uruchomić na większości komputerów dostępnych w Polsce.

Niniejsza praca jest fragmentem dotyczącym koncepcji symulacji warstwy łącza danych i fizycznej w wielowarstwowym modelu sieci LAN, którego ogólna koncepcja została przedstawiona w pracy [1]. Natomiast koncepcja warstwy transportowej przedstawiona jest w [5], a warstwy użytkownika w [4].

2. KONCEPCJA I KONSTRUKCJA SYMULATORA

W symulatorze zastosowano technikę planowania zdarzeń w połączeniu z techniką śledzenia działań, co ma na celu możliwie jak największą oszczędność czasu komputera. W tej sytuacji najbardziej istotną sprawą był wybór zdarzeń, przy pomocy którego można zamodelować możliwie jak najwięcej funkcji spełnianych przez warstwę łącza danych. Ostatecznie, bazując raczej na heurystycznych przesłankach, wybrano zbiór ośmiu takich zdarzeń:

- zajęcie kanału przez transmisję ramki od czasu bieżącego do zadanego,
- próba transmisji ramki,
- zakończenie transmisji ramki,
- usunięcie nadanego pakietu z pamięci WE/WY,
- odebranie ramki przez stację docelową,
- podjęcie decyzji przez stację nadawczą co do losów nadanego pakietu,

- otrzymanie zlecenia od warstwy wyższej,
- otrzymanie pozwolenia od warstwy wyższej.

Atrybuty wyżej wymienionych zdarzeń, takie jak: czas zaistnienia zdarzenia, nr warstwy i nr użytkownika, którego ono dotyczy, rodzaj zdarzenia oraz tzw. parametr zdarzenia, są one w sposób uporządkowany (tj. wg rosnących czasów) wpisywane do specjalnie w tym celu przeznaczonych tablicy. Z każdym zdarzeniem wyjętym z tej tablicy związany jest ciąg działań symulatora, które wykonywane są w sposób bezczasowy.

Komunikacja warstwy łącza danych z warstwą transportową modelowana jest za pomocą komend międzywarstwowych typu SENT/RECEIVE. Warstwa wyższa, która chce zlecić usługę warstwie niższej polegającą na przesłaniu bloku informacji, umieszcza jego atrybuty w buforze stykowym (jeśli wcześniej odpowiednia komenda typu RECEIVE została otrzymana) i następnie zostaje zaplanowane zdarzenie polegające na obsłudze zlecenia (SENT).

Zupełnie odmiennie została rozwiązana komunikacja warstwy łącza danych z warstwą niższą, tj. warstwą fizyczną. Modelowanie przesyłania poszczególnych bitów poprzez magistralę w sposób drastyczny zwiększyłoby liczbę planowanych zdarzeń, a przez to zarówno czas, jak i pamięć komputera. W związku z tym warstwę fizyczną zastąpiono modelem analitycznym, bez większego uszczerbku jeśli chodzi o dokładność symulacji.

Następujące cechy charakterystyczne dla warstwy fizycznej zostały uwzględnione w prezentowanym modelu:

1. Zwłoka w przesyłaniu informacji wynikająca ze skończonej szybkości propagacji sygnału elektrycznego. Stacja A otrzyma sygnał ze stacji B po czasie równym czasowi propagacji sygnału, który jest liniową funkcją odległości pomiędzy A i B. Zatem znając czas rozpoczęcia transmisji ramki, szybkość propagacji sygnału i odległość pomiędzy stacjami można w sposób jednoznaczny obliczyć czasy, po których poszczególne stacje rozpoczną odbiór danej transmisji.

2. Czas transmisji ramki. Jest on stosunkiem długości ramki do szybkości transmisji.

3. Zajętość kanału. Stacja na swoje żądanie może otrzymać informację czy kanał jest wolny, czy zajęty.

4. Zakłócenia losowe. W modelu występuje generator losowy pojedynczych błędów bitowych. Specjalny podprogram wyznacza czy w danej ramce jest co najmniej jeden błąd przy zadanej długości ramki i elementowej stopie błędów.

Z logicznego punktu widzenia warstwę łącza danych można rozdzielić na dwie podwarstwy: podwarstwę sterowania logicznego łączem (ang. "logical link control" - LLC) i podwarstwę sterowania dostępem do kanału

(ang. "medium access control" - MAC). W prezentowanym modelu nie dokonano wyraźnego rozdzielenia pomiędzy tymi dwoma warstwami ze względu na przyjęte ograniczenia. Miałoby to znaczenie w przypadku, gdybyśmy chcieli modelować szerszą klasę sieci, np. sieć pętlową z przepustkami (ang. "token ring"). Wówczas w modelu musielibyśmy dokonać szeregu zmian, ale tylko w podwarstwie MAC.

Jednostki do obsługi (pakiety) otrzymane z warstwy transportowej w momencie rozpoczynania ich transmisji uzupełniane są pewną liczbą bitów (synchronizacji, sterujących i CRC). W ten sposób utworzona jednostka nosi nazwę ramki i jest w sposób autonomiczny przesyłana kanałem, korzystając z usług warstwy fizycznej. Po prawidłowym otrzymaniu ramki przez stację odbiorczą następuje proces odwrotny: ramka pozbawiana jest bitów uprzednio dodanych i tak utworzony pakiet wprowadzany jest do pamięci stacji odbiorczej. Prócz ramek niosących informację w naszym modelu dopuszczamy istnienie ramek pomocniczych - pozytywnego (ACK) i negatywnego potwierdzenia (NACK).

Transmisję poszczególnych ramek modelujemy przez ustawienie czasów rozpoczęcia i zakończenia transmisji w dwóch komórkach pamięci przydzielonych każdej ze stacji. Ponieważ znamy momenty rozpoczęcia transmisji innych stacji, zatem w ten sposób możemy analitycznie obliczyć czy na daną ramkę nałożą się inne ramki oraz w przypadku protokołu CSMA/CD obliczyć ewentualne momenty wykrycia i przerwania transmisji. Również w sposób analityczny obliczane są momenty, w których dana stacja będzie widziała kanał zajęty i są one umieszczane w odpowiednich komórkach pamięci. Należy zaznaczyć, że obraz kanału jest różny dla każdej ze stacji.

W modelowanej sieci przyjęto, że ramki ACK/NACK mają charakter selektywny, tj. każda ramka jest potwierdzana z osobna oraz, że potwierdzenie następuje natychmiast po odebranej ramce. W przypadku ramki o adresie globalnym (tzn. skierowanej do wszystkich stacji) wymaga się, aby ona została potwierdzona przez wszystkie stacje w sposób uporządkowany. W takim przypadku wszystkie stacje wstrzymują transmisję przez odpowiednio długi czas.

W naszym modelu zakładamy, że każda stacja użytkownika wyposażona jest w pamięć WE/WY, w której gromadzone są pakiety zarówno te, które mają być przesłane, jak i odebrane, ale nie przekazane do warstwy wyższej. W symulatorze pamięć ta występuje w postaci trójwymiarowej tablicy, której pierwszy wymiar jest pojemnością pamięci, drugi - liczbą atrybutów pakietu, a trzeci - liczbą stacji. Dla każdej stacji w pamięci WE/WY wyróżniamy tzw. strefę nadawczą, neutralną i odbiorczą. W strefie nadawczej znajdują się atrybuty pakietów do nadania, w odbiorczej - atrybuty pakietów odebranych bezbłędnie, natomiast w neutralnej atrybuty pakietów zarówno do badania, jak i odebranych. Stopień zapełnienia

tej pamięci przechowywany jest w osobnych tablicach. Wpisywanie i wypisywanie z pamięci WE/WY odbywa się tylko po otrzymaniu odpowiednich komend. Strefa nadawcza, jak i odbiorcza są zapełniane i opróżniane zgodnie z regułą "pierwszy przyszedł - pierwszy obsłużony" (FIFO).

W programie symulacyjnym występują cztery podprogramy:

1. Podprogram symulujący powstawanie błędów losowych w kanale transmisyjnym. Podczas testowania programu podprogram ten symulował binarny kanał symetryczny. Można łatwo zaimplementować inny np. symulujący kanał z błędami seryjnymi.

2. Podprogram generujący czas, po jakim nastąpi retransmisja ramki w przypadku, gdy stacja nadawcza stwierdzi zajętość kanału.

3. Podprogram generujący czas po jakim nastąpi retransmisja ramki w przypadku wykrycia kolizji przez stację nadawczą (tylko protokół CSMA/CD).

4. Podprogram generujący czas, po jakim nastąpi retransmisja ramki w przypadku nie otrzymania pozytywnego (ACK) lub otrzymania negatywnego (NACK) potwierdzenia (tylko w przypadku występowania systemu potwierdzeń).

Ostatnie trzy podprogramy pozwalają na modelowanie szerokiej klasy strategii retransmitowania ramek, np. adaptacyjnego mechanizmu stosowanego w sieciach firmowych "Ethernet", czy algorytmu deterministycznych czasów retransmisji typu "HYPERchannel".

3. KRÓTKA CHARAKTERYSTYKA SYMULATORA

Przy pomocy prezentowanego w pracy symulatora możemy modelować:

- sieć LAN o topologii magistralowej,
- protokół dostępu $\begin{pmatrix} \text{CSMA} \\ \text{CSMA/CD} \end{pmatrix}$ typu $\begin{pmatrix} \text{"persistent"} \\ \text{"non-persistent"} \end{pmatrix}$,
- transmisje synchroniczną lub asynchroniczną,
- system selektywnego potwierdzania lub jego brak,
- kanał transmisyjny o dowolnej charakterystyce błędów elementarnych,
- dowolny system retransmitowania ramek,
- dowolną liczbę stacji użytkowników,
- dowolne wielkości pamięci WE/WY przy każdej stacji,
- dowolną szybkość transmisji i propagacji sygnału w kanale.

4. UWAGI KOŃCOWE

Ze względu na ograniczoną objętość niniejszej pracy skoncentrowano się w niej jedynie na zarysowaniu ogólnej koncepcji oraz konstrukcji warstwy łącza danych sieci LAN. Program symulacyjny został napisany w języku FORTRAN /wersja 1900/ i uruchomiony na maszynie cyfrowej CDC CYBER-72 i Odra-1305. Przedstawiony został on jako część składowa szerszego programu symulacyjnego, którego warstwa transportowa została opisana w [5] a użytkownika w [4].

Przedstawiony model symulacyjny pozwala na symulację warstwy łącza danych stosunkowo szerokiej klasy sieci LAN. Przy jego pomocy można oszacować takie parametry sieci jak np. średnie opóźnienie ramki czy prawdopodobieństwo przepełnienia buforu, co stanowi dużą pomoc przy projektowaniu sieci LAN.

LITERATURA

1. Filipiak J., Pach A.R., Papir Z., Staniszewski A.: "Transformation of a multilayer system structure into the complex simulation program". Proc. of the 11th IMACS World Congress, Oslo 1985, ss.75-77.
2. Kleinrock L., Tobagi F.A.: "Packet switching in radio channels: Part I - Carrier sense multiple access modes and their throughput-delay characteristics". IEEE Trans. Commun., vol.COM-23, no.12, Dec.1975, ss.1400-1416.
3. Metcalfe R.M., Boggs D.R.: "Ethernet: Distributed packet switching for local computer networks". Commun.ACM, vol.19, no.7, July 1976, ss.395-404.
4. Papir Z.: "Opis modelu warstwy użytkownika sieci komputerowej dla potrzeb symulacji jej usług komunikacyjnych". Materiały tej konf.
5. Staniszewski A.: "Opis modelu symulacyjnego usług komunikacyjnych poziomu transportowego w sieci komputerowej". Materiały tej konferencji.

A GENERAL OUTLINE OF THE SIMULATOR FOR THE DATA LINK LAYER IN THE OSI ARCHITECTURE OF LANS

This paper presents a general outline of the LAN simulator in the OSI/ISO architecture. It enables us to model a wide range of bus-structured CSMA LANs.

ИДЕЯ МОДЕЛИРОВАНИЯ ПРОТОКОЛОВ КАНАЛЬНОГО УРОВНЯ В МНОГОСЛОЙНОЙ МОДЕЛИ ВЫЧИСЛИТЕЛЬНЫХ ЛОКАЛЬНЫХ СЕТЕЙ

В статье представлена идея моделирования локальных вычислительных сетей в многослойной модели OSI/ISO и древовидной топологии. Модель даёт возможность исследования сетей с коллективным доступом и несущим контролем.

styk transportowy,
protokół transportowy,
usługi komunikacyjne,
architektura warstwowa

Zdzisław PAPIR *

OPIS MODELU WARSTWY UŻYTKOWNIKA SIECI
KOMPUTEROWEJ DLA POTRZEB SYMULACJI JEJ USŁUG
KOMUNIKACYJNYCH **

W pracy przyjęto, że dla potrzeb symulacji usług komunikacyjnych sieci komputerowej wystarczy modelować jej użytkownika jako swoisty "generator" komend styku transportowego. Komendy przekazywane są w reżimie "zlecenie-zezwolenie". Typ przekazywanej komendy jest wybierany z uwzględnieniem aktualnego stanu użytkownika. Parametry użytkownika zależne od jego decyzji modelowane są jako zmienne losowe.

1. WSTĘP

Każda sieć komputerowa realizuje dwie podstawowe funkcje: przetwarzania danych oraz ich przesyłania [1],[3]. Architektura sieci komputerowej jest warstwowa [1],[4],[6],[10]. Każda warstwa sieci dostarcza warstwie bezpośrednio wyższej pewnych usług, korzystając przy tym z usług oferowanych przez warstwę niższą. Dolne warstwy architektury sieci (łącza fizycznego, łącza danych, sieciowa, transportowa) realizują usługi komunikacyjne. W warstwach górnych (sesji, prezentacji i w szczególności aplikacji) odbywa się przetwarzanie danych.

Podstawowym założeniem jest, że badania symulacyjne dotyczą wyłącznie usług komunikacyjnych sieci [5]. Konsekwencją tego założenia jest więc możliwość agregacji trzech wyższych warstw architektury w jedną, nazywaną dalej warstwą (poziomem) użytkownika. Poszczególne składowe tej warstwy to umowni użytkownicy sieci. Ze względu na "zanurzenie" warstwy niższej w warstwę wyższą użytkownik sieci ma bezpośredni dostęp wyłącznie do usług najwyższej warstwy komunikacyjnej - transportowej.

Na budowę modelu użytkownika składają się:

- zdefiniowanie usług realizowanych przez warstwę transportową,
- określenie sposobu wywoływania konkretnej usługi,

* Akademia Górniczo-Hutnicza, Instytut Automatyki, Inżynierii Systemów i Telekomunikacji

** Praca wykonana w ramach Problemu Węzłowego 06.4 PAN

- sformułowanie algorytmu zachowania użytkownika.

W kolejnych punktach przedstawimy bliżej powyższe zagadnienia.

2. USŁUGI WARSTWY TRANSPORTOWEJ

Usługi komunikacyjne warstwy transportowej przedstawimy w sposób skrótowy. Usługi wewnętrzne warstwy dla użytkowników nie są widoczne. Więcej szczegółów na ten temat można znaleźć w towarzyszącym artykule [9], jak również w [2],[1].

Użytkownicy wymieniają między sobą informację w postaci standardowych bloków nazywanych dalej listami. Listy wprowadzane są do warstwy transportowej (do poszczególnych stacji transportowych), przez którą mogą być przekazywane w jednym z dwóch możliwych trybów - bezpołączeniowym (LETTERGRAM) lub połączeniowym (LIAISON). Zapewnienie komunikacji między użytkownikami w jednym z dwóch powyższych trybów to właśnie dwie podstawowe usługi komunikacyjne warstwy transportowej widoczne dla jej użytkowników.

W trybie bezpołączeniowym listy są wysyłane niezależnie od siebie. Odbiór listu w tym trybie jest potwierdzany tylko na życzenie użytkownika [3].

W trybie połączeniowym przesyłanie listów odbywa się podczas sesji, którą rozpoczynają komendy nawiązania, a kończą komendy zakończenia [3].

Z punktu widzenia użytkownika istotną różnicę pomiędzy trybem połączeniowym a bezpołączeniowym stanowi fakt, że w tym pierwszym będące w asocjacji stacje transportowe potwierdzają sobie wzajemnie odbiór listów. Umożliwia to ich ewentualną retransmisję.

Należy stwierdzić, że w ogólnym zarysie koncepcje trybu połączeniowego i bezpołączeniowego są zbliżone. Inaczej rozłożona jest jedynie odpowiedzialność za ciągłość wymiany informacji (potwierdzenia odbioru, retransmisje). W trybie bezpołączeniowym zapewnić musi ją sobie sam użytkownik, w połączeniowym zaś przerzucona jest ona na stacje transportowe. Wynika stąd, że tryb bezpołączeniowy korzystny jest przy wymianie niewielkiej ilości informacji (brak fazy nawiązywania i zakończenia sesji). Tryb połączeniowy zalecany jest przy przekazywaniu większej ilości informacji (płynny przebieg transmisji realizowany jest niejako samoczynnie).

Użytkownik może też nadać swój list w trybie rozgłoszeniowym/BROADCAST/. Tryb rozgłoszeniowy nie różni się niczym od trybu bezpołączeniowego, jeżeli chodzi o mechanizmy uruchamiane w warstwie transportowej. Jedynie warstwa łączy danych po otrzymaniu takiego listu rozsyła go do wszystkich stacji transportowych [8].

3. WYWOŁYWANIE USŁUG KOMUNIKACYJNYCH

Użytkownik zleca usługi stacji transportowej za pomocą pewnych ustalonych komend. Te same komendy użytkownik może również odbierać od stacji transportowej. Są one wtedy propozycją nawiązania łączności składaną przez zdalnego użytkownika za pośrednictwem stacji transportowej. Komendy te, ich wzajemna hierarchia oraz ustalone następstwo, a także sposób ich przekazywania, tworzą protokół między warstwą użytkownika a warstwą transportową (tzw. styk transportowy).

Komendy styku transportowego można podzielić na trzy grupy (tabela 1). Zwyczajowo zachowujemy nazewnictwo anglosaskie [4].

Tabela 1. Komendy styku transportowego

G r u p a	N a z w a	U s ł u g a
Zmiana trybu połączenia	CONNECT	ustanowienie sesji
	DISCONNECT	zakończenie sesji
	ACCEPT	zgoda na zmianę stanu połączenia
Przekazywanie informacji w try- bie połączeniowym	SENT-LI*	przekazanie listu
	RECEIVE	gotowość do odbioru listu
Przekazywanie informacji w try- bie bezpołączenio- wym/rozgłoszenio- wym	SENT-LG**	przekazanie listu
	RECEIVE-LG	gotowość do odbioru listu

* LI - skrót słowa LIAISON

** LG - skrót słowa LETTERGRAM

Zanim bardziej szczegółowo omówimy komendy z poszczególnych grup, przedstawimy najpierw pewną generalnie obowiązującą zasadę ich wymiany. Zauważmy w tym celu, że komendy z tabeli 1 to albo komendy zlecające usługę (CONNECT, DISCONNECT, ACCEPT, SENT), albo komendy zezwalające na przekazanie zlecenia usługi (RECEIVE). Przyjęto, że każde zlecenie usługi musi być poprzedzone zezwoleniem, a więc i na każde zlecenie należy odpowiedzieć stosownym zezwoleniem [6]. Zasada "zezwolenie-zlecenie" obowiązuje dla obydwóch kierunków wymiany informacji - od użytkownika do stacji i odwrotnie. Oznacza to, że w styku transportowym przeplatają się dwa niezależne strumienie "zezwolenie-zlecenie".

Można oddawać dwa rodzaje zezwoleń - RECEIVE, RECEIVE-LG. Zezwole-

nie RECEIVE oddawane jest tylko przy ustanowionej sesji; obejmuje ono także zezwolenie RECEIVE-LG. Dysponując zezwoleniem RECEIVE, można więc przekazywać list w dowolnym trybie. Uzyskujemy w ten sposób niezależność trybu połączeniowego i bezpołączeniowego.

Przekazywanie listów z warstwy do warstwy realizowane jest za pomocą komendy SENT-LG dla trybu bezpołączeniowego oraz komendy SENT-LI dla trybu połączeniowego.

Zmiana trybu połączenia proponowana jest za pomocą komend CONNECT i DISCONNECT. Propozycje te uprawomocniają się dopiero po odwrotnym przekazaniu komendy ACCEPT. Zachowanie w tej sytuacji ogólnej zasady "zezwo-
lenie - 'zlecenie" wymaga następujących ustaleń:

- warstwa proponująca zmianę może nadal odbierać listy,
- warstwa otrzymująca propozycję zmiany zawiesza oddawanie zezwoleń do chwili akceptacji zmiany,
- komenda ACCEPT przesyłana jest równocześnie ze stosownym do rodzaju zmiany zezwoleniem.

Przedstawiony model użytkownika jest w wydźwięku "pozytywny" - użytkownik przyjmuje wszystkie propozycje zmiany stanu połączenia. W [7] opisano możliwość rozszerzenia tego prostego modelu o funkcję odrzucania propozycji zmiany stanu połączenia (REJECT), czasowego zawieszania sesji i następnie jej podnoszenie (RESET) czy też nienormalnego zakończenia sesji (DESTROY).

4. ALGORYTM ZACHOWANIA UŻYTKOWNIKA

Wyróżniono cztery typy reakcji użytkownika [7]:

- po otrzymaniu listu,
- po otrzymaniu zezwolenia,
- po otrzymaniu akceptacji propozycji zmiany stanu połączenia,
- po otrzymaniu propozycji zmiany trybu połączenia.

Po otrzymaniu listu użytkownik przekazuje stacji transportowej stosowne zezwolenie wyrażając tym gotowość do odbioru następnego listu. Zezwolenie oddawane jest z pewną zwłoką symulującą przetwarzanie przez użytkownika informacji niesionych w liście.

Po otrzymaniu zezwolenia mamy trzy możliwości (sprawdzone w kolejności jak poniżej):

- wysłanie propozycji zmiany trybu połączenia (CONNECT, DISCONNECT),
- wysłanie akceptacji zmiany trybu połączenia (ACCEPT),
- wysłanie listu (SENT-LG, SENT-LI).

List wysyłany jest ze zwłoką wynikającą z jego redagowania.

Otrzymanie akceptacji zmiany trybu jest równoznaczne z otrzymaniem stosownego zezwolenia. Użytkownik dysponując zezwoleniem może przystąpić

do nadawania swoich listów.

Propozycje zmiany trybu są przez użytkownika zawsze przyjmowane. Propozycja nawiązania sesji jest przyjmowana bezwarunkowo, natomiast jej rozwiązywanie dopiero wtedy, gdy użytkownik prześle wszystkie swoje listy.

Wszystkie wielkości charakteryzujące użytkownika:

- długość zwłoki na redagowanie bądź przetwarzanie listu,
- długość listu,
- liczba listów przekazywanych w sesji,
- tryb połączenia,
- adres połączenia

dobierane są każdorazowo z zadanych ciągłych i dyskretnych rozkładów prawdopodobieństwa.

LITERATURA

1. Batycki T./pr.zbior./: Sieci komputerowe. Wydawnictwo Politechniki Wrocławskiej, Wrocław 1984.
2. Bazewicz M./pr.zbior./: Własności i funkcje sieci komputerowych. Część I: Protokoły. Wydawnictwo Politechniki Wrocławskiej, Wrocław 1979.
3. Butrimienko A.W.: Projektowanie i eksploatacja sieci komputerowych. WNT, Warszawa 1983.
4. Davies D.W., Barber D.L.A., Price W.L., Solomonides C.M.: Computer Networks and Their Protocols. John Wiley and Sons, New York 1979.
5. Filipiak J., Pach A.R., Papir Z., Staniszewski A.: Transformation of a Multilayer system Structure into the Complex Simulation Program. Proc. 11th IMACS World Congress "System Simulation and Scientific Computation, Vol.5, str.75-77, Oslo, 5-9 sierpień 1985.
6. Green P.E.Jr./pr.zbior./: Computer Network Architectures and Protocols. Plenum Press, New York 1982.
7. Pach A./pr.zbior./: Budowa modelu symulacyjnego dla potrzeb szacowania parametrów sieci lokalnych. Opracowanie w ramach Programu Węzłowego o6.4 PAN, Kraków 1985.
8. Pach A.R.: Koncepcja symulatora funkcji warstwy łącza danych w wielowarstwowym modelu lokalnej sieci telekomunikacyjnej. Materiały tej konferencji.
9. Staniszewski A.: Opis modelu symulacyjnego usług komunikacyjnych poziomu transportowego w sieci komputerowej. Materiały tej konferencji.
10. Tanenbaum A.S.: Network Protocols. Computing Surveys, Vol.13, Nr.13, grudzień 1981, str.453-489.

THE MODEL OF A USER OF COMPUTER NETWORK FOR COMMUNICATION SERVICES SIMULATION

In the paper it has been assumed that for communication services simulation it is sufficient to model users of computer network as a "generator" of transport interface primitives. Primitives are transferred in a request-response fashion. The type of a primitive is selected according to a user's state. User's parameters depending on its decisions are modeled as random variables.

МОДЕЛЬ ПОЛЬЗОВАТЕЛЯ ВЫЧИСЛИТЕЛЬНОЙ СЕТИ
ДЛЯ ИМИТАЦИИ ЕЁ КОММУНИКАЦИОННЫХ УСЛУГ

В статье предполагалось, что для имитации коммуникационных услуг вычислительной сети достаточно моделировать её пользователя как "генератор" примитивов транспортного интерфейса. Примитивы передаются в режиме заказ-разрешение. Тип передаваемого примитива выбирается с учётом состояния пользователя. Параметры пользователя, которые зависят от его решений моделируются как случайные величины.

baza danych,
tolerancja uszkodzeń,
protokoły

Maciej PIECHÓWKA*

ANALIZA PROTOKOŁÓW POWIERZANIA TRANSAKcji

W ROZPROSZONYCH BAZACH DANYCH

W referacie przedstawiono analizę wybranych protokołów powierzenia transakcji w rozproszonych bazach danych. Podano ich specyfikacje przyjmując model wykonywania rozproszonej transakcji w postaci zbioru komunikujących się niedeterministycznych automatów skończonych. Przedstawiono klasyfikację uszkodzeń występujących w systemach rozproszonych oraz omówiono ich wpływ na projektowanie odpornych protokołów powierzenia. Zdefiniowano także kryteria umożliwiające ocenę protokołów powierzenia rozproszonej transakcji.

1. WSTĘP

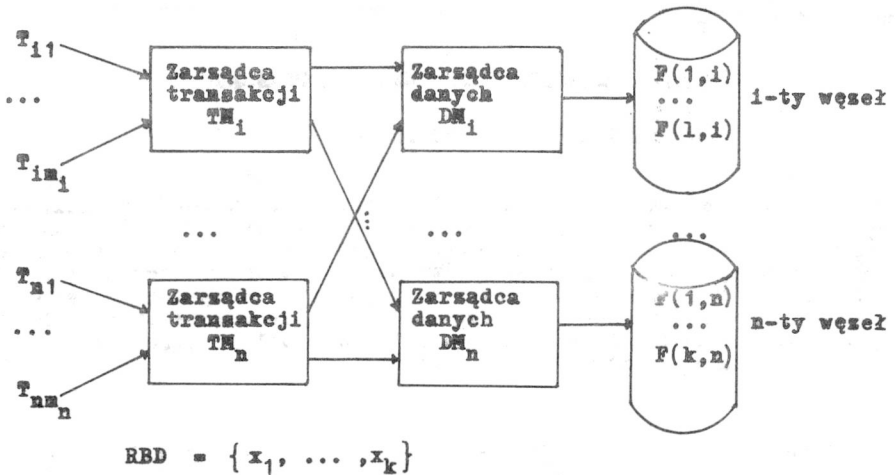
W rozproszonych bazach danych operacje transakcji mogą być realizowane w więcej niż w jednym węźle sieci komputerowej. Warunkiem utrzymania spójności bazy danych w sytuacji występowania uszkodzeń jest zagwarantowanie wykonania wszystkich operacji transakcji lub żadnej. Własność tę nazywa się atomowością uszkodzeniową transakcji, totalnością lub zasadą "wszystko lub nic" [1,2,5,9]. W tym celu wprowadza się w przetwarzaniu transakcji punkt, w którym jest podejmowana nieodwracalna decyzja czy powierzyć (commit), czy przerwać, unieważnić (abort) wyniki realizacji transakcji. Powierzenie transakcji wymaga od systemu odzwierciedlenia w bazie danych wszystkich zmian przez nią wykonanych. Przyjmując, że każdy węzeł sieci ma strategię gwarantującą atomowość uszkodzeniową na poziomie lokalnym [5], pozostaje problem zagwarantowania jednomyślności decyzji o unieważnieniu albo powierzeniu transakcji we wszystkich węzłach uczestniczących w jej realizacji. Rozwiązuje się go poprzez zastosowanie odpowiedniego protokołu zwanego dalej protokołem powierzenia rozproszonej transakcji.

2. MODEL SYSTEMU ZARZĄDZANIA ROZPROSZONĄ BAZĄ DANYCH

Rozproszona baza danych RBD jest zbiorem obiektów logicznych $\{x_1, \dots, x_k\}$, z których każdy jest odwzorowany w zbiór fizycznych obiektów (kopii)

* Politechnika Gdańska, Instytut Informatyki

$F(1,1), \dots, F(1,n)$ rozmieszczonych w węzłach sieci komputerowej. Architektura rozproszonej bazy danych [2] przedstawiono na rys. 1. Zarządca transakcji TM_1 koordynuje przetwarzanie transakcji poprzez właściwą synchronizację wykonywania współbieżnych transakcji oraz podejmowanie decyzji o powierzeniu albo odrzuceniu transakcji. Rozdziela on transakcję T na subtransakcje przetwarzane lokalnie przez procesy właściwych zarządzców danych DM_1 tworząc tzw. $GRUPĘ(T)$ realizatorów transakcji T .



Rys. 1. Architektura rozproszonej bazy danych

Fig. 1. Distributed database system architecture

Moduły DM_1 zarządzają odczytami i modyfikacjami w i-tym węźle. Subtransakcje są reszsyłane przez TM za pomocą funkcji oferowanych przez podsystem komunikacyjny sieci.

3. USZKODZENIA

Podstawowe uszkodzenia występujące w systemach rozproszonych to błędy komunikacyjne, uszkodzenie węzła sieci oraz podział sieci. Ostatnie z wymienionych uszkodzeń powstaje na skutek takiej kombinacji uszkodzeń linii, która rozdziela sieć na dwie lub więcej podsieci w ten sposób, że tylko w obrębie podziału możliwa jest komunikacja między węzłami. Zwykle przyjmuje się, że uszkodzenie węzła jest "czyste" tzn. uszkodzony węzeł stopuje. W przeciwnym wypadku traktowanie uszkodzeń węzłów wymaga stosowania algorytmów Generałów Bizantyjskich [8].

Protokół powierzenia transakcji zależy od własności oferowanych przez podsystem komunikacyjny. Zakłada się zwykle że niższe warstwy sieci zapewniają: poprawne adresowanie komunikatów, rozprowadzanie we właściwej

4.2. Klasyfikacja protokółów powierzenia oraz ich własności

Celem protokołu powierzenia jest zagwarantowanie własności totalności transakcji mimo uszkodzeń składowych systemu rozproszonego. Gwarancja ta stowarzyszona jest z pewnymi miarami niezawodności i efektywności.

Miarą niezawodności protokołu powierzenia jest ilość współbieżnych, różnego rodzaju uszkodzeń składowych systemu, jaką algorytm może tolerować. Protokół toleruje uszkodzenia, jeśli atomowość transakcji jest zachowana być może z wyjątkiem uszkodzonych węzłów oraz jeśli po detekcji uszkodzenia węzeł ten może być doprowadzony przez algorytm odtwarzania do aktualnego stanu spójnego systemu.

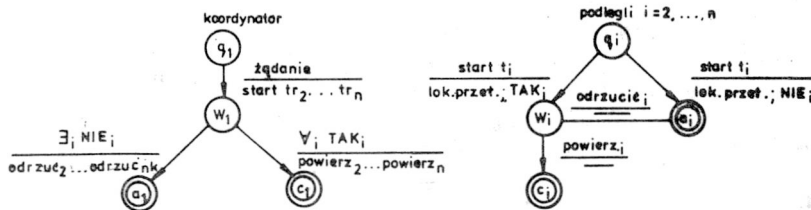
Efektywność protokołu może być oceniana liczbą wysyłanych komunikatów, złożonością czasową przetwarzania algorytmu, liczbą wymaganych przejść stanów protokołu, czasem wymaganym dla odtworzenia po uszkodzeniu, liczbą zapisywanych danych logowych, efektywnością protokołu przy braku występowania uszkodzeń.

Wśród klasy protokółów powierzenia wyróżnia się protokoły nieblokujące, które zapewniają progresję protokołu w węzłach operatywnych. Jeśli protokół kończący niekompletne transakcje w operatywnych węzłach w sposób spójny nie osiągnie zgodności decyzji, wtedy węzły muszą być blokowane do momentu odtworzenia komunikacji.

4.3. Przegląd protokółów powierzenia transakcji

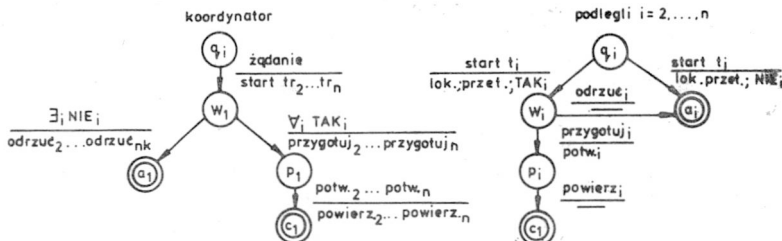
Kilka protokółów powierzenia zaproponowanych w pracach [3,5,6,7,9] są wariantami tzw. dwufazowego protokołu powierzenia [5]. W 2-fazowym protokole wybrany węzeł zwany koordynatorem wysyła w pierwszej fazie protokołu subtransakcje do wszystkich węzłów zwanych podległymi, uczestniczącymi w realizacji transakcji. Kiedy realizatorzy w węzłach są gotowi, informują indywidualnie koordynatora o swojej autonomicznej decyzji powierzenia lub odrzucenia transakcji. Przy głosowaniu na powierzenie (TAK) węzeł wchodzi w stan oczekiwania na końcową decyzję koordynatora. W sytuacji przeciwniej przechodzi w stan unieważnienia. W drugiej fazie protokołu koordynator po zebraniu wszystkich głosów podejmuje ostateczną decyzję i informuje o niej uczestników realizacji transakcji. Stany przejść automatów dla 2-fazowego powierzenia przedstawia rys. 3. Protokół ten jest przykładem protokołu blokującego. Wprowadzenie trzeciego stanu w protokole [9] uczyniło go nieblokującym (rys.4). W liniowym 2-fazowym protokole [5] węzły są liniowo uporządkowane w persadku transmisji $s_1, \dots, s_n$. Transakcja zamiast wysyłać komunikat gotowości do koordynatora, jest przesyłana kolejno do każdego węzła. Ostatni węzeł wysyła w odwrotnym kierunku komunikat powierzenia, jeśli

dotychczasowe węzły zdecydowały o powierzeniu.



Rys. 3. Stany przejść automatów dla 2-fazowego powierzenia [5]

Fig. 3. The FSA's for 2-phase commit protocol.



Rys.4. Trzy fazowy protokół powierzenia [9]

Fig.4. A three phase nonblocking central site commit protocol.

5. ZAKOŃCZENIE

Z rozważań wynika, że protokół powierzenia transakcji należy do klasy protokołów atomowej komunikacji dyfuzyjnej. Powinien spełniać następujące własności:

- rozprowadzać dowolny komunikat wysłany przez prawidłowo działający węzeł do wszystkich poprawnie działających odbiorców w czasie z góry ograniczonym (terminacja),
- zapewnić, że dowolny komunikat, którego rozesłanie było zainicjowane przez nadawcę jest albo rozprowadzony do wszystkich poprawnie działających odbiorców lub do żadnego (atomowość),
- zagwarantować, że wszystkie komunikaty rozprowadzone od wszystkich nadawców są przesłane w tym samym porządku do wszystkich poprawnych węzłów odbiorczych.

Sądzymy, że w kontekście wykorzystywania sieci lokalnych np. typu Ethernet posiadających własność dyfuzyjnej komunikacji część funkcji protokołów powierzenia byłyby prostsze i tańsze, gdyby zapewnić przez podsystem komunikacyjny własność atomowej, niezawodnej dyfuzyjnej komunikacji.

Literatura

- [1] Andrews G.R., Concepts and notations for concurrent programing, ACM Computing Surveys, vol.15, No.1, 1983
- [2] Bernstein P., Concurrency in distributed database systems, ACM Computing Surveys, vol.13, June 1982
- [3] Berr A. Transaction monitoring in ENCOMPASS: reliable distributed transaction processing, Proc. Conf on VLDB, Sep. 1981, Cannes
- [4] Garcia-Molina H., Reliability issues for fully replicated distributed databases. Computer, vol.15, Sep. 1982
- [5] Gray J.N., Notes on database operating systems, In Operating Systems: An Advanced Course. Lecture Notes in Computer Science, vol.60, Springer-Verlag, 1979
- [6] Hammer M., Shipman D., Reliability mechanisms for SDD-1, ACM Transactions on Data Base Systems, vol.15, No.4, 1980
- [7] Lampson B., Atomic transactions, In Distributed Systems. Lecture Notes in Computer Science, vol.105, Springer-Verlag, 1980
- [8] Pease M., Shostak R., Lamport L., Reaching agreement in the presence of faults, JACM, vol. 27, No.2, 1980.
- [9] Skeen D., Stonebraker M., A formal model of crash recovery in a distributed systems. IEEE Transactions on Software Engineering, vol. SE-9, No.3, May 1983.

ANALYSIS OF COMMIT PROTOCOLS IN DISTRIBUTED DATABASE SYSTEMS

In this paper the reliability analysis of some atomic commit protocols for distributed systems is investigated. It gives a specification of a distributed transaction commit protocols by collection of finite state automatas. A model for classifying failures which allows comparisons to be made among various distributed commit algorithms is provided. The criteria for performance and reliability evaluation of protocols are defined.

АНАЛИЗ ПРОТОКОЛОВ ДОСТУПА К РЕЗУЛЬТАТАМ ТРАНСАКЦИИ В РАСПРЕДЕЛЁННЫХ БАНКАХ ДАННЫХ

В статье преставлен анализ некоторых алгоритмов доступа к результатам транзакции в распределённых банках данных. Поданы их описания, используя модель исполнения транзакции в виде недетерминистического конечного автомата. Предложена классификация неисправностей, появляющихся в распределённых системах и исследовано их влияние на проектирование надёжных алгоритмов доступа к результатам транзакции.

sieć komputerowa,
komutacja informacji,
lokalne sterowanie,
sterowanie przepływem

Janina REMBOWSKA*

MODELOWANIE DYNAMICZNEGO, LOKALNEGO STEROWANIA PRZEPŁYWEM INFORMACJI W SIECI KOMPUTEROWEJ

W pracy przedstawiono model dynamicznego, lokalnego sterowania przepływem informacji w sieci. W sterowaniu tym, dla każdej pary sąsiednich węzłów, intensywność obsługi w węźle dostosowywana jest do obciążenia węzła następnego. Przyjęto upraszczające założenie o pojedynczej trasie łączącej węzeł źródłowy i docelowy. Założono, że strumień pakietów napływających do węzłów pośredniczących w transmisji jest strumieniem Poissona. Przeanalizowano wpływ dynamicznego, lokalnego sterowania na jakość przesyłania między węzłem źródłowym i docelowym.

1. WSTĘP

Zadaniem sterowania przepływem informacji w sieci komputerowej jest zapewnienie ich sprawnego przesyłania. Jakość przesyłania charakteryzowana jest intensywnością przesyłanych informacji i średnim opóźnieniem, jakiego doznają w sieci.

W niniejszej pracy ograniczymy się do analizy sterowania przepływem w sieci z komutacją pakietów. Między węzłami źródłowymi i docelowymi znajduje się szereg węzłów pośredniczących, przez które przesyłana jest informacja. Wskutek ograniczonych pojemności węzłów pośredniczących i przepustowości kanałów łączących je, przesyłane pakiety mogą zostać odrzucone z węzłów pośredniczących z powodu ich zapełnienia. W konsekwencji następuje wzrost intensywności pakietów retransmitowanych. Powoduje to zwiększenie opóźnienia przesyłanych pakietów i zmniejszenie efektywnej przepustowości sieci. Aby przeciwdziałać tym niepożądanym zjawiskom, stosuje się rozmaite sposoby sterowania przepływem informacji (patrz np. [1], [7]).

Jednym ze sposobów zapewnienia ograniczonego opóźnienia, jakiego doznają pakiety przesyłane w sieci, jest ograniczenie opóźnienia w każdym z węzłów pośredniczących. Realizuje się to poprzez ograniczenie liczby buforów w węzłach [7]. Jednakże z ograniczeniem liczby buforów w węźle wiąże się zwiększenie prawdopodobieństwa odrzucenia napływających pa -

* Politechnika Gdańska, Instytut Telekomunikacji

kietów w przypadku wzrostu intensywności pakietów napływających. Dodatkowe retransmisje, spowodowane odrzuceniem pakietów, powodują wzrost opóźnień doznawanego przez pakiety przy przesyłaniu od węzła źródłowego do węzła docelowego. Celowe jest zatem stosowanie sterowania, które zmniejszy prawdopodobieństwo odrzucenia pakietów napływających do węzła. Polegać ono będzie na dostosowywaniu, dla każdej pary sąsiednich węzłów, intensywności obsługi w węźle do obciążenia węzła następnego. W dalszej części pracy sterowanie to nazywać będziemy dynamicznym, lokalnym sterowaniem przepływem.

W dotychczasowej literaturze istnieje niewiele prac poświęconych analizie dynamicznego sterowania przepływem informacji w sieci komputerowej. Należy zwrócić uwagę na prace [2] i [3] dotyczące dynamicznego sterowania przepływem w sieciach wykorzystujących mechanizm okienkowy. W niniejszej pracy analizowane jest dynamiczne, lokalne sterowanie przepływem informacji i jego wpływ na jakość przesyłania między węzłem źródłowym i węzłem docelowym. Praca stanowi kolejny krok na drodze analizy i modelowania dynamicznych procedur sterowania przepływem informacji w sieci komputerowej.

Przyjmijmy upraszczające założenie o pojedynczej trasie łączącej wybrany węzeł źródłowy i docelowy oraz braku zakłóceń przepływu pakietów na tej trasie przez pakiety przesyłane po innych trasach.

2. MODEL WĘZŁA POŚREDNICZĄCEGO W TRANSMISJI

Rozważmy węzeł n pośredniczący w transmisji na trasie między węzłem źródłowym i węzłem docelowym. Załóżmy, że pojemność tego węzła jest ograniczona i wynosi M_n buforów. Przyjmijmy, że każdy pakiet bez względu na długość mieści się w jednym buforze. Stan n -tego węzła w chwili t definiowany jest liczbą pakietów aktualnie znajdujących się w nim. Zbiór stanów dopuszczalnych dla n -tego węzła, S_n , jest następujący

$$S_n = \{0, 1, \dots, M_n\} \quad (1)$$

Przyjmijmy, że strumień pakietów napływających do n -tego węzła jest strumieniem Poissona o intensywności $\lambda_n(i)$. Intensywność $\lambda_n(i)$ jest zależna od stanu n -tego węzła, czyli liczby i pakietów przebywających w nim. Czas obsługi pakietów w węźle n -tym jest zmienną losową o rozkładzie wykładniczym o średniej $1/\mu_n$.

Przyjmijmy, że każdemu stanowi n -tego węzła odpowiada decyzja dotycząca intensywności obsługi w węźle $n-1$ -szym, μ_{n-1} i . Zbiór decyzji dopuszczalnych dla węzła n -tego jest następujący

$$D_n = \{d_n(1), d_n(2), \dots, d_n(K)\}, \quad n > 1 \quad (2)$$

gdzie $d_n(k)$ - decyzja dotycząca intensywności obsługi w $(n-1)$ -szym węźle
 K - liczba możliwych decyzji

Zasadę, według której każdemu stanowi i ze zbioru stanów dopuszczalnych S_n przyporządkowana jest określona decyzja ze zbioru decyzji dopuszczalnych D_n nazywać będziemy regulą decyzyjną $f_n(i)$. Możemy zatem zapisać

$$f_n(\cdot) : S_n \longrightarrow D_n \quad (3)$$

Rozważania ograniczymy do podzbioru stacjonarnych reguł decyzyjnych (F_n) , w których decyzja podejmowana w danej chwili zależy tylko od stanu węzła w tej chwili, a nie od czasu t , w którym ta decyzja jest podejmowana.

Założmy, że stan n -tego węzła obserwować będziemy w dyskretnych chwilach czasu $t = 0, \Delta t, 2\Delta t, \dots (\Delta t \rightarrow 0)$. Zatem stan węzła, opisywać będziemy dyskretnym łańcuchem Markowa. Model dyskretny, z którego korzystamy, ma pewne niedogodności w porównaniu z modelem ciągłym. Ze względów numerycznych przyjmijmy pewne założenia dotyczące zdarzeń, jakie mogą wystąpić w czasie Δt . Założmy, że w czasie Δt może przybyć co najwyżej jeden pakiet i może być zakończona obsługa jednego pakietu. Ponadto zakładamy, że zakończenie obsługi ma miejsce przed przybyciem nowego pakietu. Oznacza to, że pakiet który zakończył obsługę opuszcza system i wtedy pakiet, który przybył w czasie Δt zostaje wpuszczony do bufora.

3. WSKAŹNIK JAKOŚCI REGULY DECYZYJNEJ

Niech $R_i(f_n)$ oznacza zysk, jaki osiąga użytkownik przy transmisji pakietu, zgodnie z regułą $f_n(i)$, gdy węzeł n jest w stanie i . Prawdopodobieństwo, że do węzła n napłynie pakiet i nie zostanie on odrzucony z powodu zajętości wszystkich buforów równa się $\lambda_n(i) \Delta t$ dla $i < M_n$ i $\lambda_n(i) \mu_n \Delta t^2$ dla $i = M_n$. Przyjmijmy, że każdy pakiet przebywający w węźle doznaje jednej jednostki opóźnienia. Opóźnienie doznawane przez pakiety w węźle n , gdy jest on w stanie i , równe jest i jednostek. Zatem zysk $R_i(f_n)$ zdefiniujemy następująco

$$R_i(f_n) = \begin{cases} \alpha \lambda_n(i) \Delta t - i & , \quad i < M_n \\ \alpha \lambda_n(i) \mu_n \Delta t^2 - i & , \quad i = M_n \end{cases} \quad (4)$$

gdzie α - współczynnik wagi.

Oznaczmy przez $\vec{R}(f_n) = \{R_i(f_n), i = 1, \dots, M_n\}$ wektor zysków węzła n . Wprowadźmy wektor $\vec{g}(f_n) = \{g_i(f_n), i = 1, \dots, M_n\}$, gdzie $g_i(f_n)$

oznacza średni zysk przy założeniu, że stanem początkowym węzła n -tego był stan i [6]. Możemy zapisać

$$\bar{g}(f_n) = \lim_{m \rightarrow \infty} \left\{ \frac{1}{m+1} \sum_{l=0}^m [P(f_n)]^l \bar{R}(f_n) \right\} \quad (5)$$

gdzie $[P(f_n)]^l$ - l -ta potęga macierzy prawdopodobieństw przejść $p_{ij}(f_n)$ ze stanu i do stanu j , gdy stosowana jest reguła decyzyjna $f_n(i)$.

Regułę decyzyjną f_n^* maksymalizującą średni zysk będziemy nazywać regułą optymalną. Możemy zatem zapisać

$$g_i(f_n^*) = \max_{f_n \in F_n} [g_i(f_n)] \quad (6)$$

W celu znalezienia optymalnej reguły decyzyjnej zastosowano iteracyjny algorytm Howarda [5], [6].

4. POSZUKIWANIE OPTYMALNYCH REGUŁ DECYZYJNYCH DLA WSZYSTKICH WĘZŁÓW POŚREDNICZĄCYCH MIĘDZY WPŁYWEM ŹRÓDŁOWYM I WĘZŁEM DOCELOWYM.

Naszym zadaniem jest znalezienie optymalnych reguł decyzyjnych dla wszystkich węzłów pośredniczących i węzła docelowego ($n = 2, \dots, N$). Założmy chwilowo, że poszukujemy optymalnej reguły dla węzła n . Dla określenia optymalnej reguły, f_n^* , w węźle n potrzebna jest znajomość intensywności obsługi w węźle n , μ_n , oraz podobieństwa, $\prod_{n-1}(0, f_{n-1})$ zdarzenia, że węzeł $n-1$ jest pusty.

W przedstawionym w poprzednim rozdziale sposobie doboru reguły decyzyjnej dla węzła n dotyczącej intensywności obsługi w węźle $n-1$ zakładano, że czas obsługi pakietów w tym węźle jest niezależny od stanu następnego węzła i jest zmienną losową o rozkładzie wykładniczym o wartości średniej $1/\mu_n$. W przypadku szeregowo połączonych kolejek intensywność obsługi w węźle n jest zależna od stanu węzła $n+1$. Wielkość μ_n zastąpimy przez średnią intensywność obsługi w n -tym węźle, $\bar{\mu}_n(f_{n+1})$, zdefiniowaną następująco

$$\bar{\mu}_n(f_{n+1}) = \sum_{i=0}^{M_{n+1}} \mu_n(i) \prod_{n+1}(i, f_{n+1}) \quad (7)$$

gdzie $\prod_{n+1}(i, f_{n+1})$ - prawdopodobieństwo zdarzenia, że w węźle $n+1$ jest i pakietów, gdy stosowana jest reguła decyzyjna $f_{n+1}(i)$.

Prawdopodobieństwo, $\Pi_{n-1}(0, f_{n-1})$, zdarzenia, że węzeł $n-1$ jest pusty, zależy od średniej intensywności napływu pakietów do węzła $n-1$, $\bar{\lambda}_{n-1}(f_{n-1})$ i średniej intensywności obsługi w węźle $n-1$, $\bar{\mu}_{n-1}(f_n)$. Średnia intensywność napływu pakietów do węzła $n-1$ wynosi

$$\bar{\lambda}_{n-1}(f_{n-1}) = \bar{\mu}_{n-2}(f_{n-1}) [1 - \Pi_{n-2}(0, f_{n-2})], \quad n > 3 \quad (8)$$

Aby obliczyć prawdopodobieństwo, $\Pi_1(0, f_1)$, zdarzenia, że węzeł źródłowy jest pusty potrzebna jest znajomość średniej intensywności napływu pakietów do węzła źródłowego. Do węzła źródłowego napływają pakiety z zewnątrz z intensywnością λ_z oraz pakiety odrzucone z węzłów pośredniczących w transmisji z powodu ich wypełnienia, czyli pakiety retransmitowane.

Jednoczesne znalezienie reguł decyzyjnych we wszystkich węzłach przy wykorzystaniu wcześniej przedstawionych zależności wydaje się być niemożliwe. Dlatego zaproponowano następujący algorytm heurystyczny. Przyjmijmy, że znane są średnie intensywności obsługi, $\mu_n(f_n)$, we wszystkich węzłach i prawdopodobieństwa wypełnienia buforów $\Pi_n(M_n, f_n)$. Rozpoczynamy od poszukiwania reguły optymalnej dla węzła 2, a więc dotyczącej intensywności obsługi w węźle źródłowym. Kontynuujemy obliczenia dla kolejnych węzłów. Po zakończeniu pierwszej iteracji, czyli znalezieniu reguł decyzyjnych dla wszystkich węzłów pośredniczących i dla węzła docelowego, otrzymujemy nowe średnie intensywności obsługi, $\mu_n(f_n)$ i nowe prawdopodobieństwa wypełnienia buforów, $\Pi_n(M_n, f_n)$, dla wszystkich węzłów. Jeżeli wielkości te w dwóch kolejnych iteracjach są takie same, obliczenia kończymy.

5. WNIOSKI

W pracy przeprowadzono obliczenia dla przykładowej trasy: $N=3$,

$$\mu_1=2, \mu_2=1, \mu_3=1, M_1 = +\infty, M_2=6, M_3=6, \lambda_z=0,7.$$

Dynamiczne, lokalne sterowanie może być wykorzystywane w sieciach nie tylko w celu przeciwdziałania przeciążeniu, ale także w celu zapewnienia określonej jakości przesyłania zdefiniowanej opóźnieniem jakiego mogą doznać pakiety podczas transmisji.

W tabeli I przedstawione są opóźnienia T_1, T_2, T_3 doznawane przez pakiety w kolejnych węzłach oraz opóźnienie całkowite T_c w przypadku stosowania dynamicznego, lokalnego sterowania w każdym węźle i w przypadku braku sterowania. Jak widać z wyników zamieszczonych w tabeli I, dynamiczne, lokalne sterowanie zmniejsza opóźnienie w węzłach pośredniczących w transmisji kosztem wzrostu opóźnienia w węźle źródłowym. Okazuje się, że przy odpowiednim dynamicznym, lokalnym sterowaniu w każdym węźle opóźnienie całkowite T_c pakietów przesyłanych od węzła źródłowego

do docelowego może być mniejsze niż w przypadku braku takiego sterowania.

Tabela I. Wyniki otrzymane dla przykładowej trasy

Table I. The results obtained for the exemplary route.

d	T_1	T_2	T_3	T_c
6	6,46	2,08	1,88	10,4
9	1,38	2,34	2,19	5,9
12	1,02	2,55	2,45	6,0
15	0,83	2,84	2,69	6,6
bez sterowania	0,83	2,84	2,69	6,6

Literatura

- [1] Gerla M., Kleinrock L. "Flow Control: A Comparative Survey". IEEE Trans. on Comm. 1980, Vol. COM-28, s.553-574
- [2] Kermani P., Bharath-Kumar K., "A Congestion Control Scheme for Window Flow Controlled Computer Networks", IBM Research Report RC 8401, August 1980
- [3] Kermani P., Kleinrock L. "Dynamic Flow Control in Store - and - Forward Computer Network", IEEE Trans. on Comm. 1980, Vol. COM-28, s. 263-271
- [4] Kleinrock L., Queueing Systems, Vol. I: Theory, Wiley-Interscience New York 1975
- [5] Kushner H., Wprowadzenie do teorii sterowania stochastycznego, PWN, Warszawa 1983
- [6] Mine H., Osaki S., Markovian Decision Processes, American Elsevier Publishing Company, Inc. New York 1970
- [7] Puzin L. "Methods, Tools and Observations on Flow Control in Packet - Switched Data Networks", IEEE Trans. on Comm. 1981, Vol. COM-29, s.413-426.

A MODEL OF DYNAMIC LOCAL FLOW CONTROL IN COMPUTER NETWORK

The model of the dynamic local flow control in store - and - forward computer network was presented. This control adjusts, for each pair of neighbouring nodes, the service rate in the node to the load of the next one. It was assumed that there exists only one route between a source - destination pair, and that packets arriving to each node form Poisson process. The effect of the dynamic local flow control on the quality of transmission between a source - destination pair was analysed.

МОДЕЛИРОВАНИЕ ДИНАМИЧЕСКОГО МЕСТНОГО УПРАВЛЕНИЯ ПОТОКОМ ИНФОРМАЦИИ В СЕТИ ЭВМ

В настоящей работе моделировано динамическое местное управление потоком информации в сети ЭВМ. Это управление состоит в согласовании для любой пары соседних узлов интенсивности обслуживания пакетов в узле к нагрузке следующего узла. Принято предположение единственной дороги, соединяющей начальный и приёмный узлы. Рассматривается процесс Пуассона, как модель потока требований, поступающих в промежуточные узлы. Проанализировано влияние динамического местного управления на качество передачи между начальным и приёмным узлами.

sieci komputerowe,
protokoły komunikacyjne,
modele symulacyjne

Andrzej STANISZEWSKI *

OPIS MODELU SYMULACYJNEGO USŁUG KOMUNIKACYJNYCH POZIOMU TRANSPORTOWEGO W SIECI KOMPUTEROWEJ

Proponowany model poziomu transportowego sieci obejmuje model protokołu transportowego, model protokołów stykowych, model styku fizycznego. W opisywanym modelu stacja transportowa pracuje w trybie połączeniowym lub bezpołączeniowym albo pracując w trybie połączeniowym nadaje i odbiera listy w trybie bezpołączeniowym. Struktura modelu jest warstwowa z budową modułową w każdej warstwie. Model pozwala na symulację niejednorodnego poziomu transportowego sieci. Proponowany model umożliwia badanie i ocenę jakości usług komunikacyjnych poziomu transportowego sieci.

1. WSTĘP

1.1. Poziom transportowy sieci komputerowej

Warstwa transportowa sieci komputerowej jest ostatnią warstwą świadczącą usługi komunikacyjne warstwom wyższym. Warstwa transportowa dostarcza usług komunikacyjnych w powiązaniu z usługami warstw niższych i dopełnia usługi oferowane przez warstwy niższe do poziomu usług zapotrzebowanych przez warstwy wyższe, zapewniając żądaną jakość usług komunikacyjnych sieci [3]. Dla realizacji swoich zadań warstwa transportowa posługuje się protokołem transportowym oraz protokołami styków międzywarstwowych [2],[4].

2. MODEL PROTOKOŁÓW POZIOMU TRANSPORTOWEGO

2.1. Protokół transportowy

Użytkownicy komunikują się ze stacją transportową poprzez porty. W opisywanym modelu przyjęto, że stacja transportowa zawiera jeden port. Dwie

* Akademia Górniczo-Hutnicza, Instytut Automatyki, Inżynierii Systemów i Telekomunikacji

stacje transportowe, które chcą się komunikować muszą utworzyć asocjację (full duplex). Asocjacja może być wykorzystywana w trybie:

- połączeniowym,
- bezpołączeniowym,
- rozgłoszeniowym.

Warstwa transportowa realizuje tryb połączeniowy i bezpołączeniowy. Tryb rozgłoszeniowy realizowany jest w warstwie niższej, a przez stację transportową utożsamiany jest z trybem bezpołączeniowym, nie będąc jego zamiennikiem.

Tryb połączeniowy składa się z fazy ustanowienia komunikacji, fazy przekazywania danych i fazy zakończenia komunikacji. Tryb bezpołączeniowy składa się z fazy przekazywania danych.

W proponowanym modelu tryb połączeniowy może być realizowany tylko pomiędzy parą stacji transportowych. Tryb bezpołączeniowy realizowany jest z dowolną liczbą stacji transportowych, nawet podczas utworzenia asocjacji w trybie połączeniowym.

Protokół transportowy obejmuje następujące funkcje komunikacyjne:

A. Funkcje wewnętrzne:

1. fragmentacja,
2. składanie,
3. określanie kolejności,
4. zarządzanie kolejkami,
5. zwielokrotnianie.

B. Funkcje protokołu:

1. ustanowienie połączenia,
2. zakończenie połączenia,
3. potwierdzanie listów,
4. sterowanie przepływem danych.

W trybie bezpołączeniowym stacje przesyłają dane za pomocą komendy LG-LT. W trybie połączeniowym używane są komendy LI-INIT, LI-TERM, LI-ACK, a do przesyłania danych komenda LI-LT [1]. Pola funkcyjne definiowane dla poszczególnych komend przedstawia tabela 1.

Pola funkcyjne komend

Tabela 1

Kod komendy	Żądanie potwierdzenia	Kredyt	Nr odebranego listu	Nr wysłanego fragmentu	Nr wysłanego listu
LI-INIT	-	X	-	-	X
LI-TERM	-	X	X	-	X
LI-LT	X	X	X	X	X
LI-ACK	X	X	X	-	-
LG-LT	-	-	-	X	X

X - pole definiowane

- - pole niedefiniowane

Fazy rozpoczęcia i zakończenia komunikacji, składanie listów, czasy oczekiwania na potwierdzenie listów i kredyt kontrolowane są w protokole budzikami (time-out).

2.2. Protokoły międzywarstwowe

Protokoły międzywarstwowe działają na zasadzie "zezwolenie - zlecenie". Protokół między warstwą transportową a warstwą użytkownika opisany jest w pracy Z. Papira [7]. Protokół między warstwą transportową a warstwą łączy danych zawiera dwie komendy: RECEIVE i SENT.

3. MODEL SYMULACYJNY POZIOMU TRANSPORTOWEGO

3.1. Cechy modelu symulacyjnego

Proponowany program symulacyjny napisany został z uwzględnieniem następujących celów:

- dopuszczenie rozbudowy i zmian w trakcie wykorzystywania programu,
- dopuszczenie poprawek w miarę rozwoju programu,
- przejrzystość programu.

Aby osiągnąć powyższe cele zastosowano programowanie modułowe [8]. Pozwoliło to uzyskać model warstwowy z budową modułową każdej z warstw.

W modelu zastosowano agregację polegającą na symulowaniu podprogramów rezydujących w każdej stacji transportowej sieci poprzez jeden podprogram w modelu symulacyjnym, wykonujący tę samą funkcję. Obiekty fizyczne stacji transportowych sieci odwzorowane są w liczbie równej ich liczności w sieci rzeczywistej [6].

Jako metodę symulacyjną zastosowano metodę planowania zdarzeń.

Powyższa budowa programu umożliwia wymianę modułów w dowolnej warstwie programu symulacyjnego, co nadaje modelowi cechę elastyczności. W modelu można wymienić lub dołączyć moduły symulujące:

- styki fizyczne,
- protokoły międzywarstwowe,
- bloki nadajnika i odbiornika protokołu transportowego,
- fazy transmisji,
- komendy protokołu transportowego.

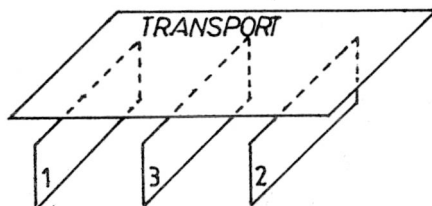
Stację transportową opisuje szereg parametrów. W modelu definiuje się wielkość tych parametrów niezależnie dla każdej stacji transportowej. Umożliwia to symulację niejednorodnego poziomu transportowego sieci [5].

3.2. Struktura modelu symulacyjnego

Najwyższą warstwą programową w modelu symulacyjnym jest podprogram TRANSPORT. Zawiera on trzy moduły programowe:

- moduł styku fizycznego z warstwą użytkownika (1),
- moduł styku fizycznego z warstwą łącza danych (2),
- moduł protokołów warstwy transportowej (3).

Strukturę tę pokazano na rys. 1.

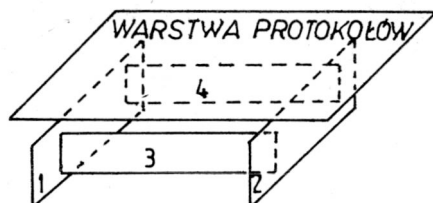


Rys. 1. Moduły warstwy TRANSPORT
Fig. 1. TRANSPORT layer modules

Warstwa protokołów składa się z następujących modułów:

- protokołu styku z warstwą użytkownika (1),
- protokołu styku z warstwą łącza danych (2),
- nadawczego bloku protokołu transportowego (3),
- odbiorczego bloku protokołu transportowego (4).

Budowę warstwy protokołów pokazano na rys. 2.

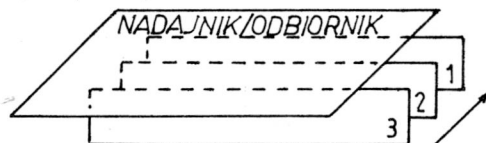


Rys. 2. Moduły warstwy protokołów
Fig. 2. Protocols layer modules

Moduł nadawczy i moduł odbiorczy protokołu transportowego zawierają każdy trzy podmoduły symulujące:

- fazę ustanowienia komunikacji (1),
- fazę przekazywania danych (2),
- fazę zakończenia komunikacji (3),

jak zilustrowano to na rys. 3.



Rys. 3. Moduły NADAJNIKA(ODBIORNIKA)
Fig. 3. TRANSMITTER(RECEIVER) modules

Moduły programowe faz komunikacji zawierają podprogramy symulujące komendy protokołu transportowego.

4. ZASTOSOWANIE MODELU

Proponowany model symulacyjny umożliwia badanie i ocenę jakości:

- usług komunikacyjnych poziomu transportowego sieci,
 - współdziałania obiektów warstwy transportowej,
 - współdziałania warstwy transportowej z warstwami sąsiednimi,
- dla różnych protokołów w warunkach niejednorodności parametrów charakteryzujących stacje transportowe.

Model napisany został w języku FORTRAN 1900 w ramach Programu Węzłowego 06.4 Polskiej Akademii Nauk.

Literatura

1. Butrimienko, A.W., "Projektowanie i eksploatacja sieci komputerowych", WNT, Warszawa 1983
2. "Computer Network Architecture and Protocols", pod red. P.E. Green, jr. Plenum Press, New York 1982
3. Davies, D.W., i inni, "Computer Network and Their Protocols", John Willey a Sons Ltd., New York 1979
4. Knighston, K.G., "The Transport Layer Standardization", Proc. of the IEEE, Vol. 71, No. 12, December 1983, pp. 1394 - 1396
5. Pach, A., i inni, "Budowa modelu symulacyjnego dla potrzeb szacowania parametrów sieci lokalnych", Opracowanie dla Programu Węzłowego 06.4, Tom 1, AGH, Kraków 1985
6. Pach, A.R., "Transformation of a Multilayer System Structure into Complex Simulation Program", Proc. of the 11th IMACS World Congress, Vol. 5, Oslo 1985, pp. 75 - 77
7. Papir, Z., "Opis modelu warstwy użytkownika sieci komputerowej dla potrzeb symulacji jej usług komunikacyjnych", materiały tej Konferencji, Wrocław 1985
8. Tassel van, D., "Praktyka programowania", WNT, Warszawa 1982.

SIMULATION MODEL OF A TRANSPORT LAYER COMMUNICATION SERVICES IN A COMPUTER NETWORK

The paper is concerned with a simulation model of a transport services in a computer network. The simulation model contains transport protocol model, interface protocols model, physical interface model. The transport station works in liaison mode or lettergram mode or in liaison mode one sends and receives letters in the lettergram mode. The simulation model structure has been stated as a layered structure with program modules within each layer. The simulation model can be used for performance evaluation of the transport services in computer networks.

ИМИТАЦИОННАЯ МОДЕЛЬ КОММУНИКАЦИОННЫХ УСЛУГ ТРАНСПОРТНОГО УРОВНЯ ВЫЧИСЛИТЕЛЬНОЙ СЕТИ

Представленная модель транспортного уровня состоит из модели транспортного протокола, модели протоколов интерфейса и модели физического интерфейса. Транспортная станция работает соединённым или дейтаграммным способами, или, работая соединённым способом, принимает и отправляет данные дейтаграммным способом. Структура модели состоит из независимых уровней, которые состоят из программных модулей. Моделью можно пользоваться для оценки транспортной службы в вычислительных сетях.

sieć komputerowa,
systemy masowej obsługi,
przeciążenia,
reguły przeciwdziałania

Jacek ŚWIDERSKI *

MODEL KOMPUTEROWEJ SIECI KOMUNIKACYJNEJ
Z PUNKTU WIDZENIA ANALIZY LOKALNYCH REGUŁ PRZECIWDZIAŁAJĄCYCH
PRZECIĄŻENIOM

W komunikacji przedstawiony jest uniwersalny model komputerowej sieci komunikacyjnej, umożliwiający przeprowadzenie analizy porównawczej różnorodnych lokalnych reguł przeciwdziałających przeciążeniom węzłów komunikacyjnych. Podane i udowodnione jest również twierdzenie, które umożliwia wykorzystanie w tej analizie efektywnych algorytmów numerycznych.

1. WSTĘP

Skuteczną metodą przeciwdziałania przeciążeniom w sieciach komputerowych jest stosowanie w nich lokalnych reguł przeciwdziałających przeciążeniom (LRPP), obejmujących swym działaniem poszczególne węzły komunikacyjne. Są to w istocie reguły kontroli dostępu wiadomości (pakietów) do ograniczonych pul buforów węzłowych przy założeniu takich dodatkowych (lokalnych) ograniczeń jak np. ograniczenie długości kolejek do kanałów wyjściowych węzła. W licznych publikacjach, które ukazały się w ciągu ostatnich kilku lat analiza jakościowa różnorodnych LRPP przeprowadzana była w oparciu o różne modele sieci [2,3,5,6,8], co w praktyce uniemożliwiało porównywanie wyników analizy. W niniejszej pracy przedstawiony jest uniwersalny model komputerowej sieci komunikacyjnej (SK), w oparciu o który możliwa jest analiza porównawcza różnorodnych LRPP. Podane jest również podstawowe twierdzenie tej analizy, które umożliwia wykorzystanie znanych wcześniej efektywnych algorytmów numerycznych teorii sieci systemów (masowej) obsługi.

2. MODEL KOMPUTEROWEJ SIECI KOMUNIKACYJNEJ

Model SK opisują następujące założenia:

Z1. SK składa się z niezawodnych węzłów tworzących zbiór N oraz z niezawodnych i bezszumowych kanałów tworzących zbiór M . Przez $C_{j,k}$ oznacza-

* Instytut Automatyki Systemów Energetycznych, Oddział Gdańsk

my przepustowość kanału $(j,k) \in M$, $j \in N$, $k \in N \cup \{0\}$ (przez $(j,0)$ oznaczamy kanał łączący węzeł j z użytkownikami zewnętrznymi SK, np. z końcówkami).

Z2. Wiadomości przesyłane przez SK dzielą się na klasy ze względu na ich węzły źródłowe i docelowe. Jest to pierwotna klasyfikacja wiadomości. Klasę pierwotną wiadomości, której węzłem źródłowym jest węzeł j_s , a węzłem docelowym jest węzeł j_t , oznaczamy przez $r = [j_s, j_t]$, natomiast przez R oznaczamy zbiór wszystkich klas pierwotnych rozróżnianych w SK.

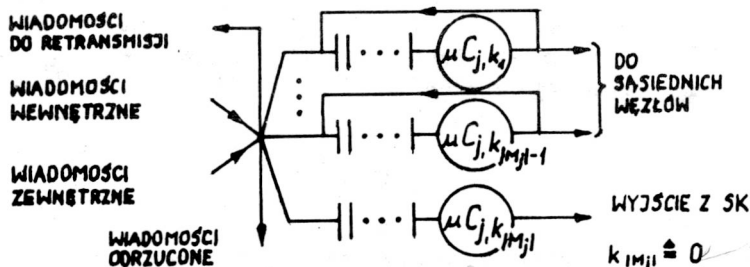
Z3. Strumień wiadomości klasy $r \in R$ nadsyłanych do SK (wiadomości zewnętrzne) jest strumieniem Poissona. Natężenie tego strumienia wynosi $\lambda^{(r)}$. Wiadomości zewnętrzne odrzucone przez SK nie są retransmitowane.

Z4. Strumień wiadomości klasy $r \in R$ nadsyłanych do dowolnego węzła z węzła (węzłów) sąsiednich (wiadomości wewnętrzne) jest strumieniem Poissona. W strumieniu tym mogą występować wiadomości pierwotne (przesyłane przez dany kanał po raz pierwszy), jak również wiadomości retransmitowane (uprzednio odrzucone przez dany węzeł).

Z5. Długości wiadomości przyjmują wartości zmiennej losowej ciągłej o wykładniczej gęstości prawdopodobieństwa. Średnia długość wiadomości wyrażona w bitach wynosi $1/\mu$.

Z6. W SK funkcjonuje randomizowana reguła zmiennego doboru tras. Dla wiadomości klasy $r \in R$ reguła ta jest opisana przez macierz $P^{(r)} = [P_{j,k}^{(r)}]$, $j \in N$, $k \in N \cup \{0\}$, gdzie $P_{j,k}^{(r)}$ jest prawdopodobieństwem wyboru kanału (j,k) jako następnego kanału na trasie wiadomości klasy r .

Z7. Każdy węzeł $j \in N$ reprezentowany jest przez sieć systemów obsługi przedstawioną na rys.1, przy czym każdy system obsługi reprezentuje nadajnik kanału wyjściowego węzła oraz kolejkę wiadomości zapamiętanych w buforach i przeznaczonych do przesłania tym kanałem. Wszystkie kolejki obsługiwane są wg reguły FIFO. Sprzężenie zwrotne, obejmujące system obsługi (rys.1) wskazuje na możliwość retransmisji tej samej wiadomości w przypadku odrzucenia jej przez sąsiedni węzeł. Zakładamy, że adresat wiadomości dołączony do jej węzła docelowego jest zawsze gotowy na jej przyjęcie. Zakładamy też, że węzeł j dysponuje pulą złożoną z b_j buforów, w każdym z których może być zapamiętana pojedyncza wiadomość.



Rys. 1. Model węzła j
Fig. 1. Model of node j

Z8. W SK, reprezentowanej jako sieć systemów obsługi, obowiązuje założenie (hipoteza) niezależności Kleinrocka [7].

Z9. W każdym węźle $j \in N$ funkcjonuje LRPP, której działanie polega na odrzucaniu tych wiadomości nadsyłanych do węzła j , których przyjęcie spowodowałoby przekroczenie lokalnych ograniczeń określonych przez LRPP.

W związku z funkcjonowaniem LRPP w węźle j dokonywana jest wtórna (lokalna) klasyfikacja wiadomości, polegająca na zaliczaniu wiadomości klasy pierwotnej $r \in R$ do klasy wtórnej (lokalnej) $u \in U_j$ z prawdopodobieństwem $P^{(r)}(u)$, gdzie U_j oznacza zbiór wszystkich klas lokalnych rozróżnianych w węźle j . W celu podania formalnego opisu funkcjonowania LRPP w węźle j przyjmujemy kilka oznaczeń. Niech zatem $\vec{S}_j = [S_{j,k}^{(u)}]$, $(j,k) \in M_j$, $u \in U_j$, będzie macierzą reprezentującą stan węzła j , gdzie $S_{j,k}^{(u)}$ jest liczbą wiadomości klasy u w systemie obsługi (j,k) w danej chwili, a M_j jest zbiorem systemów obsługi (kanałów wyjściowych) węzła j . Z kolei niech $\vec{S}_j = [S^{(u)}]$, $u \in U_j$, będzie wektorem reprezentującym skompensowany stan węzła j , przy czym $S^{(u)} = (\sum_{(j,k) \in M_j} S_{j,k}^{(u)})$. Ponadto niech $\vec{L}_j = [L_{j,i}]$, $i=1,2,\dots,l_j$, będzie wektorem lokalnych ograniczeń związanych z funkcjonowaniem LRPP w węźle j . Następnie niech $\vec{\varphi}_j = [\varphi_{j,i}]$, $i=1,2,\dots,l_j$, będzie l_j -wymiarową funkcją wektorową $|U_j|$ zmiennych, tzn. $\vec{\varphi}_j: N^{|U_j|} \rightarrow N^{l_j}$, gdzie N^x jest x -wymiarową przestrzenią nieujemnych liczb całkowitych. Korzystając z powyższych oznaczeń możliwe jest określenie przestrzeni Δ_j wszystkich możliwych skompensowanych stanów węzła j , tzn. $\Delta_j = \{\vec{S}_j \in N^{|U_j|} : \vec{\varphi}_j(\vec{S}_j) \leq \vec{L}_j\}$, oraz przestrzeni $\Delta_j(u)$, $u \in U_j$, wszystkich skompensowanych stanów, w których węzeł j odrzuca nadsyłane do niego wiadomości klasy u . Określenie wymienionych przestrzeni w pełni opisuje funkcjonowanie LRPP.

3. PRZYKŁADY KLASYFIKACJI LOKALNEJ ORAZ LRPP

Niżej przedstawione dwa przykłady ilustrują powiązanie lokalnej klasyfikacji wiadomości w danym węźle z funkcjonującą w nim LRPP.

1. Załóżmy, że w węźle $j \in N$ funkcjonuje LRPP, ograniczająca długości kolejek do kanałów wyjściowych [4,5] węzła, tworzących zbiór $M_j = \{(j,k_i) : i=1,2,\dots,n\} \subset M$. Wówczas $U_j = \{u_i : i=1,2,\dots,n\}$, przy czym $u_i = (j,k_i)$.

Ponadto:

a/ $\bigwedge_{r \in R_j} \bigwedge_{1 \leq i \leq n} [P^{(r)}(u_i) = P_{j,k_i}^{(r)}]$, gdzie R_j jest podzbiorem wszystkich klas pierwotnych, do których zaliczane są wiadomości w węźle j ;

b/ $\Delta_j = \{\vec{S}_j \in N^n : \vec{\varphi}_j(\vec{S}_j) = [S^{(u_1)}, \dots, S^{(u_n)}], \bigwedge_{1 \leq i \leq n} S^{(u_i)} \leq L_{j,i}\}$, przy czym $L_{j,i}$, $i=1,2,\dots,n$, jest maksymalną długością kolejki wiadomości oczekujących na transmisję przez i -ty kanał wyjściowy węzła j , natomiast $L_{j,n+1} = b_j$;

c/ $\bigwedge_{1 \leq i \leq n} [\Delta_j(u_i) = \{\vec{S}_j \in \Delta_j : S^{(u_i)} = L_{j,i} \text{ lub } \bigwedge_{1 \leq i \leq n} S^{(u_i)} = b_j\}]$.

2. Obecnie założmy, że w węźle $j \in N$ funkcjonuje LRPP, ograniczająca poje-

mość puli buforów przeznaczonych do przechowywania wiadomości zewnętrznych (jest to reguła typu "input buffer limit" [4,8]). Wówczas $U_j = \{u_1, u_2\}$, gdzie u_1 (u_2) jest klasą, do której zaliczane są wiadomości zewnętrzne (wewnętrzne) nadsyłane do węzła j . Ponadto:

- a/ $\bigwedge_{r \in R_j} [P^{(r)}(u_1) = \begin{cases} 1, & \text{gdy } r = [j_s, j_t] \text{ i } j = j_s, \\ 0 & \text{w przeciwnym wypadku} \end{cases}, P^{(r)}(u_2) = 1 - P^{(r)}(u_1)]$;
- b/ $\Delta_j = \{ \vec{S}_j \in \mathcal{N}^2 : \vec{p}_j(\vec{S}_j) = [S^{(u_1)}, S^{(u_2)}] \in \vec{L}_j \}$, przy czym $L_{j,1}$ jest maksymalną liczbą wiadomości zewnętrznych, które w danej chwili mogą przebywać w węźle j , natomiast $L_{j,2} = b_j$;
- c/ $\Delta_j(u_1) = \{ \vec{S}_j \in \Delta_j : S^{(u_1)} = L_{j,1} \text{ lub } S^{(u_1)} + S^{(u_2)} = b_j \}$,
 $\Delta_j(u_2) = \{ \vec{S}_j \in \Delta_j : S^{(u_1)} + S^{(u_2)} = b_j \}$.

4. PODSTAWOWE TWIERDZENIE ANALIZY LRPP

Założenia Z1-Z9, stanowiące opis modelu SK, pozwalają na sformułowanie następującego twierdzenia.

TWIERDZENIE. Przy spełnieniu założeń Z1-Z9 prawdopodobieństwo stanu $\vec{S}_j$ sieci systemów obsługi reprezentującej węzeł $j \in N$ w warunkach równowagi statystycznej wyraża się zależnością

$$P(\vec{S}_j) = C_j \prod_{(j,k) \in M_j} \left(\sum_{u \in U_j} S_{j,k}^{(u)} \right)! \prod_{u \in U_j} \frac{(\varphi_{j,k}^{(u)}) S_{j,k}^{(u)}}{S_{j,k}^{(u)}!} \quad (1)$$

gdzie C_j jest stałą normalizacyjną, natomiast

$$\varphi_{j,k}^{(u)} = \sum_{r \in R_j} \frac{\hat{\lambda}_j^{(r)} P_{j,k}^{(r)} P_{j,k}^{(r)}(u)}{(1 - PB_j^{(r)})(1 - PB_k^{(r)}) C_{j,k} \mu} \quad (2)$$

jest współczynnikiem obciążenia systemu obsługi (j,k) przez wiadomości klasy u , przy czym $\hat{\lambda}_j^{(r)}$ jest średnią intensywnością strumienia wiadomości pierwotnych klasy r nadsyłanych do węzła j , $P_{j,k}^{(r)}(u)$ jest prawdopodobieństwem zaliczenia wiadomości klasy r do klasy u w węźle j przy warunku, że będzie ona transmitowana przez kanał wyjściowy (j,k) , natomiast $PB_j^{(r)}$ jest prawdopodobieństwem odrzucenia wiadomości klasy r przez węzeł j .

Dowód. W związku z założeniami Z3, Z4 i Z9 każdy poissonowski strumień wiadomości klasy $r \in R_j$, wpływający do węzła j jest dekomponowany na $|U_j|$ strumieni Poissona, przy czym i -ty taki strumień ($i=1,2,\dots,|U_j|$) charakteryzuje się intensywnością $\hat{\lambda}_j^{(r)} P^{(r)}(u_i) / (1 - PB_j^{(r)})$. Zatem można przyjąć, że do węzła j napływa $|V_j| = |R_j| \cdot |U_j|$ niezależnych strumieni Poissona, przy czym każdy z nich reprezentuje wiadomości należące do pe-

wnej klasy $v \in V_j$, gdzie $V_j = \{v_1, v_2, \dots, v_{|V_j|}\} = \{v = (r, u) : r \in R_j, u \in U_j\}$. Sieć systemów obsługi, reprezentująca węzeł j obsługuje więc wiadomości podzielone na $|V_j|$ klas. Niech $\vec{S}_j = [S_{j,k}^{(v)}]$, $(j, k) \in M_j$, $u \in U_j$, będzie stanem tej sieci. Założmy chwilowo, że ograniczenia na liczbę wiadomości w węźle j (założenia Z7 i Z9) nie obowiązują. Wówczas na podstawie wyników pracy [1] mamy

$$P(\vec{S}_j) = C_j \prod_{(j,k) \in M_j} \left(\sum_{v \in V_j} S_{j,k}^{(v)} \right)! \prod_{v \in V_j} \frac{(\rho_{j,k}^{(v)})^{S_{j,k}^{(v)}}}{S_{j,k}^{(v)}!} \quad (3)$$

Następnie zbiór V_j dzielimy na $|U_j|$ rozłącznych podzbiorów $V^{(u_1)}, V^{(u_2)}, \dots, V^{(u_{|U_j|})}$, gdzie $V^{(u_i)} = \{v = (r, u_i) : r \in R_j\}$, $i = 1, 2, \dots, |U_j|$. Wówczas

$$P(\vec{S}_j) = \sum_{\substack{(j,k) \in M_j \\ u \in U_j}} \prod_{v \in V^{(u)}} S_{j,k}^{(v)} = S_{j,k}^{(u)} P(\vec{S}_j^{(u)}) \quad (4)$$

Po przekształceniach otrzymujemy

$$P(\vec{S}_j) = C_j \prod_{(j,k) \in M_j} \left(\sum_{u \in U_j} S_{j,k}^{(u)} \right)! \prod_{u \in U_j} \frac{\left[\sum_{v \in V^{(u)}} \rho_{j,k}^{(v)} \right]^{S_{j,k}^{(u)}}}{S_{j,k}^{(u)}!} \quad (5)$$

Widać zatem, że sieć systemów obsługi, reprezentująca węzeł j należy do klasy sieci rozważanych w pracy [1]. Na podstawie wyników pracy [9] łatwo zauważyć, że zależność (5) obowiązuje również w obecności ograniczeń na liczbę wiadomości w węźle j . Ponadto

$$\sum_{v \in V^{(u)}} \rho_{j,k}^{(v)} = \rho_{j,k}^{(u)} \quad .$$

C.N.O.

Fakt, że sieć systemów obsługi reprezentująca węzeł SK posiada rozwiązanie o postaci iloczynowej (1), pozwala wykorzystać znane efektywne algorytmy obliczania stałej normalizacyjnej C_j , rozkładu prawdopodobieństwa skompensowanych stanów $\{P(\vec{S}_j)\}$ oraz średnich długości kolejek wyjściowych w węzłach [10]. Wielkości te niezbędne są do obliczania podstawowych wskaźników jakości funkcjonowania SK, jakimi są średnie opóźnienie wiadomości i efektywna przepustowość sieci. Szczegółowy przebieg analizy LRPP, jak też przykłady jej zastosowań podane są w pracy [11].

5. LITERATURA

1. Baskett F., Chandy K.M., Muntz R.R., Palacios F.G.: Open, closed, and mixed networks of queues with different classes of customers. Journ. of the ACM, vol.22, no.2, April 1975, s.248-260.
2. Georganas N.D., Chatterjee A., Verma P.K.: Local congestion control

- in computer-communication networks with random routing. Proc. of the 5th Data Commun. Symp., Snowbird, UT, September 1977, s.5/19-5/24.
3. Georganas N.D.: Congestion control of packet-switched networks with three types of input buffer limits. Computer Commun., vol.3, no.6, December 1980, s.270-277.
 4. Gerla M., Kleinrock L.: Flow control: A comparative survey. IEEE Trans. on Commun., vol.COM-28, no.4, April 1980, s.553-574.
 5. Kamoun F., Kleinrock L.: Analysis of shared finite storage in a computer network node environment under general traffic conditions. IEEE Trans. on Commun., vol.COM-28, no.7, July 1980, s.992-1003.
 6. Kamoun F.: A drop and throttle flow control policy for computer networks. IEEE Trans. on Commun., vol.COM-29, no.4, April 1981, s.444-452.
 7. Kleinrock L.: Communication Nets: Stochastic Message Flow and Delay. New York: McGraw-Hill, 1964.
 8. Lam S.S., Reiser M.: Congestion control of store-and-forward networks by input buffer limits. IEEE Trans. on Commun., vol.COM-27, no.1, January 1979, s.95-104.
 9. Lam S.S.: Queueing networks with population size constraints. IBM Journ. of Res. and Develop., vol.21, no.4, July 1977, s.370-378.
 10. Reiser M., Kobayashi H.: Queueing networks with multiple closed chains: Theory and computational algorithms. IBM Journ. of Res. and Develop., vol.19, no.2, May 1975, s.283-294.
 11. Swiderski J.: Unified analysis of local flow control mechanisms in message-switched networks. IEEE Trans. on Commun., vol.COM-32, no. 12, December 1984, s.1286-1293.

A MODEL OF COMPUTER COMMUNICATION NETWORK WITH RESPECT TO ANALYSIS OF LOCAL CONGESTION CONTROL MECHANISMS

This paper introduces a unified queueing model of computer communication networks employing a wide class of local congestion control mechanisms /LCCMs/. This model enables analysis of different LCCMs and comparison of results. A main theorem of this analysis is also given and proved.

МОДЕЛЬ СВЯЗНОЙ СЕТИ ВЫЧИСЛИТЕЛЬНЫХ МАШИН С ТОЧКИ ЗРЕНИЯ АНАЛИЗА ЛОКАЛЬНЫХ ПРОЦЕДУР КОНТРОЛЯ ПЕРЕГРУЗОК

В статье представлена универсальная модель сети связи для вычислительных машин. Эта модель делает возможным анализ разных локальных /узловых/ процедур контроля перегрузок. Также подана и доказана теорема, дающая возможность использования эффективных нумерических алгоритмов теории сети систем массового обслуживания.

przepływ wieloskładnikowy,
topologia sieci,
optymalizacja

Marek TOMASZEWSKI *

WYZNACZANIE OPTIMALNYCH TOPOLOGII SIECI KOMPUTEROWYCH

W artykule przedstawiono nową metodę generacji rozwiązań dopuszczalnych problemu przepływu wieloskładnikowego, polegającą na przyporządkowaniu tras średnim wymaganym przepływom międzybiegunowym. Metoda ta, łącznie z wprowadzoną procedurą wyznaczania rozwiązań lokalnie optymalnych, na podstawie generowanych rozwiązań dopuszczalnych, umożliwia stworzenie nowej klasy algorytmów projektowania optymalnych topologii sieci komputerowych. Wybrane algorytmy z nowej klasy, nazwanej klasą algorytmów permutacyjnych, zostały zweryfikowane na serii przykładów. Uzyskane wyniki zostały porównane, na tej samej serii przykładów, z wynikami uzyskanymi przez inne znane algorytmy oraz porównano złożoności obliczeniowe poszczególnych algorytmów.

1. WSTĘP

Jednym z istotnych zagadnień projektowania sieci komputerowych jest dobór topologii spełniającej narzucone wymagania przy możliwie najniższym koszcie jej budowy. Biorąc pod uwagę całkowity, zazwyczaj bardzo wysoki, koszt budowy takiej sieci, uzyskanie struktury, której koszt realizacji jest nawet o 1 % tańszy w stosunku do znanej struktury stanowi poważny zysk.

Ten fakt uzasadnia poszukiwanie algorytmów dających rozwiązania lepsze od rozwiązań uzyskiwanych przez dotychczas znane algorytmy w akceptowalnym czasie obliczeń. Z tego względu poszukiwanie należy ograniczyć do klasy algorytmów o wielomianowej złożoności obliczeniowej.

Kluczowym problemem występującym przy projektowaniu optymalnej konfiguracji sieci komputerowej jest problem przepływu wieloskładnikowego o minimalnym koszcie, przy założeniu wklęsłej funkcji kryterialnej [1,4,5,7,8,9]. Problem ten charakteryzuje się tym, iż znane metody jego rozwiązania znajdują zazwyczaj jego minima lokalne zamiast minimum globalnego. Biorąc pod uwagę fakt, że problem przepływu wieloskładnikowego o minimalnym koszcie, zakładając wklęsłą funkcję kryterialną,

* Politechnika Gdańska, Instytut Telekomunikacji

nie jest problemem matematycznie wypukłym, możemy wnioskować, że jedynym sposobem wyznaczenia minimum globalnego jest znalezienie wszystkich minimów lokalnych i wybranie najlepszego spośród nich. Niemniej jednak liczba minimów lokalnych, nawet dla problemów o niezbyt dużych wymiarach, jest bardzo duża. Z tego względu wyznaczenie wszystkich minimów lokalnych nie zawsze jest realne. Powstały więc liczne algorytmy heurystyczne rozwiązujące problem przepływu wieloskładnikowego w sposób przybliżony, polegający na generacji względnie małej liczby minimów lokalnych i wybraniu najlepszego spośród nich.

2. SFORMUŁOWANIE PROBLEMU.

Założmy, że mamy daną sieć składającą się ze skończonego zbioru N węzłów $\mathcal{N} = \{x_1, x_2, \dots, x_N\}$ o znanym rozmieszczeniu oraz zbioru wszystkich niezorientowanych gałęzi odpowiadających parom węzłów należących do zbioru $\mathcal{N}$

$$(x_i, x_j) \quad x_i \in \mathcal{N}, \quad x_j \in \mathcal{N}$$

Będziemy oznaczali symbolem $G = [\mathcal{N}, \mathcal{U}]$ graf pełny, niezorientowany, gdzie $\mathcal{N}$ oznacza zbiór węzłów, natomiast $\mathcal{U}$ oznacza zbiór niezorientowanych gałęzi. Oznaczmy przez $M = |\mathcal{U}| = N(N-1)/2$ liczbę elementów zbioru $\mathcal{U}$. Wszystkie pary węzłów możemy ponumerować w sposób jednoznaczny według wybranego schematu i odwoływać się do każdej pary węzłów za pomocą pojedynczego indeksu u ($u=1, 2, \dots, M$).

Przyporządkowując wagę $f_u \geq 0$ (oznaczającą sumaryczny przepływ w gałęzi u) każdej gałęzi, definiujemy sieć $K = [G, \vec{f}]$. M -wymiarowy wektor $\vec{f} = (f_1, f_2, \dots, f_M)$ będziemy nazywali przepływem związanym z grafem G albo krótko przepływem. Zakładamy, że istnieje maksymalnie M niezależnych przepływów oznaczonych

$$\vec{f}^{ij} = (f_1^{ij}, f_2^{ij}, \dots, f_M^{ij}) \quad (i=1, 2, \dots, N; \quad j=1, 2, \dots, N \text{ oraz } i < j)$$

przedstawiających średnie natężenie strumienia płynącego od bieguna źródłowego x_i do bieguna docelowego x_j . Każda para (i, j) przedstawia składnik. Sumaryczne natężenie przepływu w gałęzi u oznaczmy f_u :

$$f_u = \sum_{i=1}^{N-1} \sum_{j=i+1}^N f_u^{ij}$$

Zadana jest symetryczna macierz ruchu $R = [r_{ij}]$ ($i=1, 2, \dots, N; \quad j=1, 2, \dots, N$), której elementy przedstawiają średnie wymagane natężenie strumienia pomiędzy biegunem źródłowym x_i a biegunem docelowym x_j . Numerując elementy macierzy ruchu w sposób jednoznaczny, będziemy używali oznaczeń jednoindeksowych, np. r_k oznaczać będzie wymagane natężenie strumienia między k -tą parą biegunów ($k=1, 2, \dots, M$).

Dla każdej gałęzi u dana jest postać funkcji kosztu $\chi_u(f_u)$. Po-

nadto zakładamy, że funkcje kosztów są :

1/określone w przedziale $<0, +\infty)$, ciągłe w $(0, +\infty)$, ściśle rosnące w $<0, +\infty)$, $\kappa_u(0) = 0$ oraz $\kappa_u(f_u) > 0$ dla $f_u > 0$

2/wklęsłe

Całkowity koszt budowy $\kappa(\vec{f})$ sieci $K = [G, \vec{f}]$ jest dany wzorem:

$$\kappa(\vec{f}) = \sum_{u=1}^M \kappa_u(f_u)$$

Naszym zadaniem jest zbudowanie sieci $K = [G, \vec{f}]$ o minimalnym całkowitym koszcie budowy, umożliwiającej jednoczesny przepływ wszystkich wymaganych strumieni międzybiegunowych r_k ($k=1, 2, \dots, M$). Przepływ $\vec{f}$ nazywać będziemy R-dopuszczalnym, jeżeli sieć $K = [G, \vec{f}]$ umożliwia jednoczesny przepływ wszystkich wymaganych strumieni. Obszar dopuszczalny $\mathcal{D}$ związany z macierzą ruchu R wyznacza nam zbiór przepływów R-dopuszczalnych.

$$\mathcal{D} = \{ \vec{f} \in \mathcal{R}^{M+} \mid \vec{f} \text{ jest R-dopuszczalny} \},$$

gdzie $\mathcal{R}^{M+}$ jest nieujemnym orthantem w M-wymiarowej przestrzeni Euklidesowej. Problem przepływu wieloskładnikowego o minimalnym koszcie możemy więc zapisać następująco :

$$/P/ \quad \begin{cases} \min \kappa(\vec{f}) = \sum_{u \in U} \kappa_u(f_u) \\ \vec{f} \in \mathcal{D} \subset \mathcal{R}^{M+} \end{cases}$$

Obszar dopuszczalny $\mathcal{D}$ jest wypukłym obszarem wielościennym wyznaczonym przez równania zachowania przepływu [1]. Jak wiadomo z teorii programowania nieliniowego, w takim przypadku minimum globalne wklęsłej funkcji kryterialnej znajduje się w jednym z wierzchołków obszaru dopuszczalnego $\mathcal{D}$. Wierzchołki obszaru dopuszczalnego natomiast odpowiadają przepływowi powstałym poprzez skierowanie każdego wymaganego strumienia międzybiegunowego na jedną i tylko jedną trasę w grafie $G = [N, U]$.

Dotychczasowe metody generacji przepływów dopuszczalnych polegały na wyborze podgrafów $G = [N, A]$ grafu $G = [N, U]$, $A \subset U$, oraz skierowanie w nich wymaganych strumieni międzybiegunowych na najkrótsze trasy, przyjmując odległości kilometryczne między węzłami jako długości poszczególnych gałęzi [4]. Wyboru odpowiednich topologii wyjściowych (podgrafów) dokonywano poprzez eliminację albo wymianę wybranych gałęzi [2, 3, 4, 5]. Jako procedurę optymalizacyjną generującą przepływ lokalnie optymalny na podstawie przepływu lokalnie nieoptymalnego stosowano metodę aproksymacji liniowej [4, 5, 10]. Obecnie przedstawimy inną metodę generacji przepływów dopuszczalnych oraz nową procedurę optymalizacyjną zastępującą metodę aproksymacji liniowej.

3. SEKWENCYJNE KIEROWANIE STRUMIENI.

Koncepcja sekwencyjnego kierowania strumieni (SKS) polega na kolejnym kierowaniu wymaganych strumieni międzybiegunowych w grafie $G=[\mathcal{N}, \mathcal{U}]$ w taki sposób, aby za każdym razem zminimalizować przyrost kosztu związanego z tą operacją.

Wprowadzimy następujące wagi (długości) gałęzi :

$$d_u(f_u, x) \stackrel{\text{def}}{=} \mathcal{N}_u(f_u + x) - \mathcal{N}_u(f_u), \quad f_u \geq 0, x \geq 0, u=1, 2, \dots, M$$

Zbiór wag $\{d_u(\cdot)\}$ $u=1, 2, \dots, M$ będziemy nazywali metryką przyrostów skończonych. Waga $d_u(\cdot)$ jest funkcją dwóch zmiennych: sumarycznego natężenia przepływu f_u w gałęzi u oraz dodatkowego przepływu o natężeniu x . Przedstawia ona przyrost kosztu związanego ze skierowaniem dodatkowych x jednostek przepływu gałęzią u , zakładając, że przepływ w gałęzi wynosi f_u . Założmy, że $r_{n1}, r_{n2}, \dots, r_{nM}$ przedstawia permutację wskaźników elementów macierzy ruchu. Sekwencja $r_{n1}, r_{n2}, \dots, r_{nM}$ będzie przedstawiała permutację elementów macierzy ruchu. Trasy przyporządkowane strumieniom $r_{n1}, r_{n2}, \dots, r_{nM}$ w tej iteracji oznaczmy $P_{n1}^t, P_{n2}^t, \dots, P_{nM}^t$. Algorytm SKS możemy przedstawić następująco:

SEKWENCYJNE KIEROWANIE STRUMIENI (SKS)

- 1/ wybrać permutację $r_{n1}, r_{n2}, \dots, r_{nM}$ elementów macierzy ruchu,
- 2/ niech $\vec{f}^0 = \vec{0}$ oraz $P_{n1}^0 = \emptyset, P_{n2}^0 = \emptyset, \dots, P_{nM}^0 = \emptyset$ ($P_{nk}^0 = \emptyset$ oznacza, iż strumieniowi r_{nk} nie przyporządkowano żadnej trasy).

- 3/ dla $k=1, 2, \dots, M$ skierować strumień r_{nk} wybranej permutacji na najkrótszą trasę w grafie $G=[\mathcal{N}, \mathcal{U}]$ zgodnie z następującą metryką:

$$d_u(f_u^{k-1}, r_{nk}), \quad u=1, 2, \dots, M. \text{ Oznaczmy ostateczny przepływ symbolem } \vec{f}^k, \text{ natomiast trasę przyporządkowaną strumieniowi } r_{nk} \text{ symbolem } P_{nk}.$$

W wyniku działania algorytmu (SKS) otrzymujemy przepływ $\vec{f}^M$. W celu otrzymania minimum lokalnego na podstawie przepływu $\vec{f}^M$, autor proponuje następującą procedurę :

CYKLICZNE KIEROWANIE SEKWENCJI STRUMIENI (CKSS)

- 1/ wybrać permutację $r_{n1}, r_{n2}, \dots, r_{nM}$ elementów macierzy ruchu,
- 2/ zmodyfikować krok 2/ algorytmu SKS w następujący sposób:
 - 2'/ niech $\vec{f}^0 = \vec{f}^M$ oraz $P_{n1}^0 = P_{n1}, P_{n2}^0 = P_{n2}, \dots, P_{nM}^0 = P_{nM}$,
- 3/ jest taki sam jak krok 3/ algorytmu SKS,
- 4/ jeżeli $P_{n1}^0 = P_{n1}^0$ oraz $P_{n2}^0 = P_{n2}^0$ oraz ... $P_{nM}^0 = P_{nM}^0$ koniec, $\vec{f}^M$ jest minimum lokalnym. W innym przypadku wracamy do kroku 2'/.

Dowód na to, iż algorytm CKSS dostarcza nam rozwiązania lokalnie optymalnego można znaleźć w [6].

Stosując SKS jako metodę generacji przepływów dopuszczalnych (używając różnych permutacji elementów macierzy ruchu) oraz CKSS jako procedury optymalizacyjnej, możemy wprowadzić nową klasę algorytmów nazywanych przez autora algorytmami permutacyjnymi. W celu utworzenia algorytmu permutacyjnego należy ustalić schemat, według którego następuje ge-

neracja sekwencji (permutacji) elementów macierzy ruchu. Autor rozpatrywał następujące schematy :

A. Schemat 1

Permutacje były generowane losowo.

B. Schemat 2

Permutacje były generowane zgodnie z następującym schematem :

$r_1, r_2, r_3, \dots, r_M$; $r_2, r_1, r_3, \dots, r_M$; $r_3, r_1, r_2, \dots, r_M$; ... ; $r_M, r_1, r_2, \dots, r_{M-1}$.

Schemat 1 został zweryfikowany na przykładzie sieci zawierającej 12 węzłów oraz 39 gałęzi zaczerpnięty z [4]. Przyjęto następującą postać funkcji kosztów: $\chi_u(f_u) = l_u f_u^\alpha$, gdzie $\alpha=0.7$, natomiast l_u przedstawia odległość kilometryczną pomiędzy u-tą parą węzłów. Wyniki otrzymane przez algorytm permutacyjny zostały porównane z wynikami otrzymanymi przez pewien algorytm [4] stosujący metodę eliminacji gałęzi oraz aproksymację liniową do generacji minimów lokalnych. Algorytm permutacyjny uzyskał rozwiązanie o 1.3 % lepsze w stosunku do rozwiązania uzyskanego przez algorytm operujący na eliminacji gałęzi, przy porównywalnym czasie obliczeń. Rozkład wartości minimów lokalnych generowanych przez algorytm permutacyjny wskazuje na przewagę algorytmu permutacyjnego nad algorytmem operującym na eliminacji gałęzi [6].

Schemat 2 został zastosowany do utworzenia algorytmu permutacyjnego, który został sprawdzony na serii 51 przykładów przedstawionych w [5]. Przykłady te zostały wygenerowane w celu sprawdzenia jakości działania innego algorytmu, należącego do klasy algorytmów zachłannych [5]. Funkcje kosztów w tym przypadku miały postać liniową z kosztem stałym w zerze. Algorytm zachłanny osiągnął minimum globalne w 51 % rozpatrywanych przypadków, natomiast algorytm permutacyjny w 75 % rozpatrywanych przypadków. Ten sam algorytm permutacyjny zastosowany łącznie z procedurą wyznaczania tras optymalnych opisaną w pracy [6] osiągnął minimum globalne w 86 % przypadków.

Złożoność obliczeniowa algorytmu permutacyjnego stosującego schemat 2 wynosi $O(N_R^2 \cdot N^2)$, gdzie N_R jest liczbą niezerowych elementów macierzy ruchu R . Dla porównania, złożoność obliczeniowa algorytmu zachłannego wynosi $O(N_A^2 \cdot N^3)$, gdzie N_A oznacza liczbę gałęzi dopuszczalnych w grafie wyjściowym zadanego problemu (P).

4. WNIOSKI

Zaproponowana metoda generacji minimów lokalnych problemu przepływu wieloskładnikowego uzyskuje lepsze wyniki niż dotychczas stosowane metody bazujące na eliminacji wybranych gałęzi z topologii wyjściowej.

W pracy przedstawiono zaledwie dwa schematy, według których możemy utworzyć algorytmy permutacyjne. Dodatkowe badania powinny być skiero-

wane na wyznaczanie jeszcze skuteczniejszych schematów, na podstawie których można będzie generować lepsze minima lokalne.

LITERATURA

- 1/L.R. Ford, Jr. D.R. Fulkerson, "Przepływy w sieciach", PWN, Warszawa 1969.
- 2/M. Gerla, "The design of store-and-forward networks for computer communications", Ph. D. dissertation, Univ. of California, L.A. 1973.
- 3/M. Gerla, L. Kleinrock, "On the topological design of distributed Computer Networks", IEEE Trans. on Commun., Vol. COM-25 1977.
- 4/M. Minoux, "Recherche de la configuration optimale d'un réseau de Télécommunications avec fonctions de cout concaves", Ann. Télécommunications, /jan.-fév. 1974/ n° 1-2 ;/mars-avril 1974/, n° 3-4.
- 5/M. Minoux, "Multiflows de cout minimal avec fonctions de cout concaves", Ann. Télécommunications, n° 3-4 1976.
- 6/M. Tomaszewski, "Algorytmy poszukiwania optymalnych topologii sieci telekomunikacyjnych", praca doktorska, Politechnika Gdańska, Gdańsk 1985.
- 7/J.A. Tomlin, "Minimum cost multicommodity network flows", Oper.Res., Vol. 14, N° 1, 1966.
- 8/B. Yaged, "Minimum cost routing for static network models", Networks, N° 2, 1971.
- 9/W.I. Zangwill, "Minimum concave cost flows in certain networks", Management Science Vol. 14, N° 7, 1968.
- 10/W.I. Zangwill, "Programowanie nieliniowe", WNT, Warszawa, 1974.

THE DETERMINATION OF OPTIMAL COMPUTER NETWORKS TOPOLOGY

A new method for the generation of initial feasible solutions of the Multicommodity Flow Problem based on an assignment of paths to node-to-node requirements has been introduced. This method, together with an introduced procedure that determines locally optimal solutions on the basis of the generated initial feasible solutions, enables the creation of a new class of algorithms for the design of the optimal topology of computer networks. Selected algorithms from that new class, named permutation algorithms, has been verified on series of examples. The results obtained by the permutation algorithms and other known algorithms have been compared on the same set of examples and their complexity evaluated.

ВЫЧИСЛЕНИЕ ОПТИМАЛЬНЫХ ТОПОЛОГИЙ СЕТИ ЭВМ

В статье представлен новый метод образования допустимых решений проблемы многокомпонентного потока, заключающийся в приписании путей к средним требуемым междуузловым потокам. Этот метод, вместе с введенной процедурой вычисления локально оптимальных решений на основании образованных допустимых решений, позволяет создать новый класс алгоритмов проектирования оптимальных топологий сети ЭВМ. Выбранные алгоритмы, принадлежащие к новому классу, называемому классом перестановочных алгоритмов, были проверены при помощи многих примеров. Полученные результаты сопоставлены с результатами, полученными другими известными алгоритмами для тех же примеров. Кроме того сравнены вычислительные сложности рассматриваемых алгоритмов.

sieci komputerowe,
protokoły

Jan WNUCZKO *

ANALIZA FUNKCJONOWANIA TIME-OUT'ÓW NA MODELU
MATEMATYCZNYM PROTOKOŁU HDLC STEROWANIA TELETRANSMISJĄ
DANYCH CYFROWYCH

Praca poświęcona jest analizie efektywności funkcjonowania linii transmisji danych sterowanych protokołem HDLC. W pracy badana jest linia dwupunktowa pracująca w reżimie półdupleksowym odpowiedzi normalnych z asymetryczną wymianą informacji przy uwzględnieniu time-out'ów. Została przedstawiona metodyka analitycznego określania probabilistyczno-czasowych charakterystyk linii transmisji danych sterowanych protokołem HDLC.

1. WSTĘP

Na obecnym etapie rewolucji naukowo-technicznej z coraz bardziej powszechnym stosowaniem środków elektronicznej techniki obliczeniowej i środków łączności niezbędnym staje się rozwiązanie zadania maksymalnego wykorzystania możliwości wymienionych środków.

Wdrażane są systemy przetwarzania rozproszonego w sieciach EMC. Elementami tych systemów są linie transmisji danych. W opracowanym modelu architektury sieci EMC sterowanie linii transmisji danych zajmuje jego drugi poziom logiczny [4]. Sterowanie jest realizowane za pomocą protokołów sterowania linii transmisji danych. Obecnie niedostatecznie są zbadane charakterystyki najbardziej perspektywicznego z opracowanych protokołów - protokołu HDLC (High-level Data Link Control), opracowanego i zalecanego do realizacji przez ISO (International Organization for Standardization). Opis struktury, funkcji i zasad pracy tego protokołu można znaleźć w bazowych dokumentach [3,2].

Celem niniejszego referatu jest zbadanie na modelu matematycznym probabilistyczno-czasowych charakterystyk linii transmisji danych sterowanej protokołem HDLC z uwzględnieniem funkcjonowania time-out'ów.

2. ZAŁOŻENIA MODELU, BADANE CHARAKTERYSTYKI, METODYKA BADAŃ

Model matematyczny budowano z uwzględnieniem następujących założeń:

1. Przekłamanie w linii nie są wzajemnie skorelowane.
2. Kanał sprzężenia zwrotnego jest niezawodny.
3. Zadajemy ograniczoną liczbę powtórzeń transmisji (retransmisji) przekłamej ramki.

* Politechnika Białostocka, Ośrodek Elektronicznej Techniki Obliczeniowej

4. Analiza prowadzona jest na konfiguracji point-to-point.
5. Badania przeprowadzamy w systemie półdupleksowym pracującym w trybie odpowiedzi normalnych w układzie niezrównoważonym z modułem formatu 3.
6. Ciąg kontrolny ramki FCS jest sekwencją szesnastobitową stosującą kod cykliczny z wielomianem generującym:

$$G(x) = x^{16} + x^{12} + x^5 + 1$$

Należy zauważyć, że założenie 2 jest wypełniane praktycznie zawsze dlatego, iż prawdopodobieństwo transponowania ramki z negatywnym potwierdzeniem (negative acknowledgement) na ramkę z pozytywnym potwierdzeniem (affirmative acknowledgement), i na odwrót, w rezultacie przekłamań transmisji jest równa 10^{-14} [1].

Badane są następujące charakterystyki:

1. Efektywna przepustowość linii transmisji danych - R.
2. Średni czas transmisji bita informacji - T_{sr} .
3. Średnia liczba transmitowanych ramek na jedną prawidłowo przyjętą ramkę - M_1 .
4. Najmniejsza średnia liczba retransmisji każdej ramki niezbędna dla zabezpieczenia prawidłowego przyjęcia ramki z prawdopodobieństwem nie mniejszym od zadanego (P_{PR}^R ZAD) - j^* .
5. Średni czas niezbędny dla potwierdzenia jednej ramki informacji - T_{sr}^B .
6. Prawdopodobieństwo prawidłowego przyjęcia bloku (pakietu) ramek - P_{PR}^B .

Efektywna przepustowość linii transmisji danych - R określana jest jako suma efektywnych przepustowości kanału docelowego - R_p i kanału powrotnego - R_s , gdzie pod efektywną przepustowością rozumiemy stosunek liczby informacyjnych bitów transmitowanego ciągu informacji do całkowitej liczby transmitowanych bitów (wszystkie ramki retransmitowane są ramkami redundancyjnymi).

Średni czas transmisji bita informacji - T_{sr} określa się jako wielkość odwrotną iloczynowi efektywnej przepustowości linii transmisji danych i szybkości transmisji.

Analityczne wyrażenia dla ww. charakterystyk linii transmisji danych sterowanej daną klasą (wersją) protokołu HDLC otrzymano w oparciu o następującą metodykę:

1. Dla danej klasy protokołu HDLC zbudować probabilistyczne grafy stanów - dla stacji pierwotnej i dla stacji wtórnej.
2. Zrealizować przejścia od probabilistycznych grafów stanów do grafów funkcji tworzących.
3. Z pomocą grafów funkcji tworzących określić średnią liczbę transmitowanych ramek na jedną prawidłowo przyjętą ramkę, dla stacji pierwotnej i dla stacji wtórnej (odpowiednio M_{1p} i M_{1s}).

4. Wykorzystując znane $M1_p$ i $M1_s$, określić efektywną przepustowość linii transmisji danych - od stacji pierwotnej do stacji wtórnej - R_p i od stacji wtórnej do stacji pierwotnej - R_s .
5. Wykorzystując znane R_p i R_s określić T_{sr} i τ_{sr} . Obliczyć znaczenia j^* i P_{PR}^B .

3. OMÓWIENIE MODELU

Prezentowany model jest modelem kolejnej wersji protokołu HDLC. Uwzględnienie w modelu time-out'ów czyni niezbędnym rozpatrywanie linii transmisji danych jako niesymetrycznej, z racji iż funkcje związane z organizacją time-out'ów są zlokalizowane tylko na stacji pierwotnej. To z kolei wymaga oddzielnego rozpatrywania nadajnika stacji pierwotnej i stacji wtórnej.

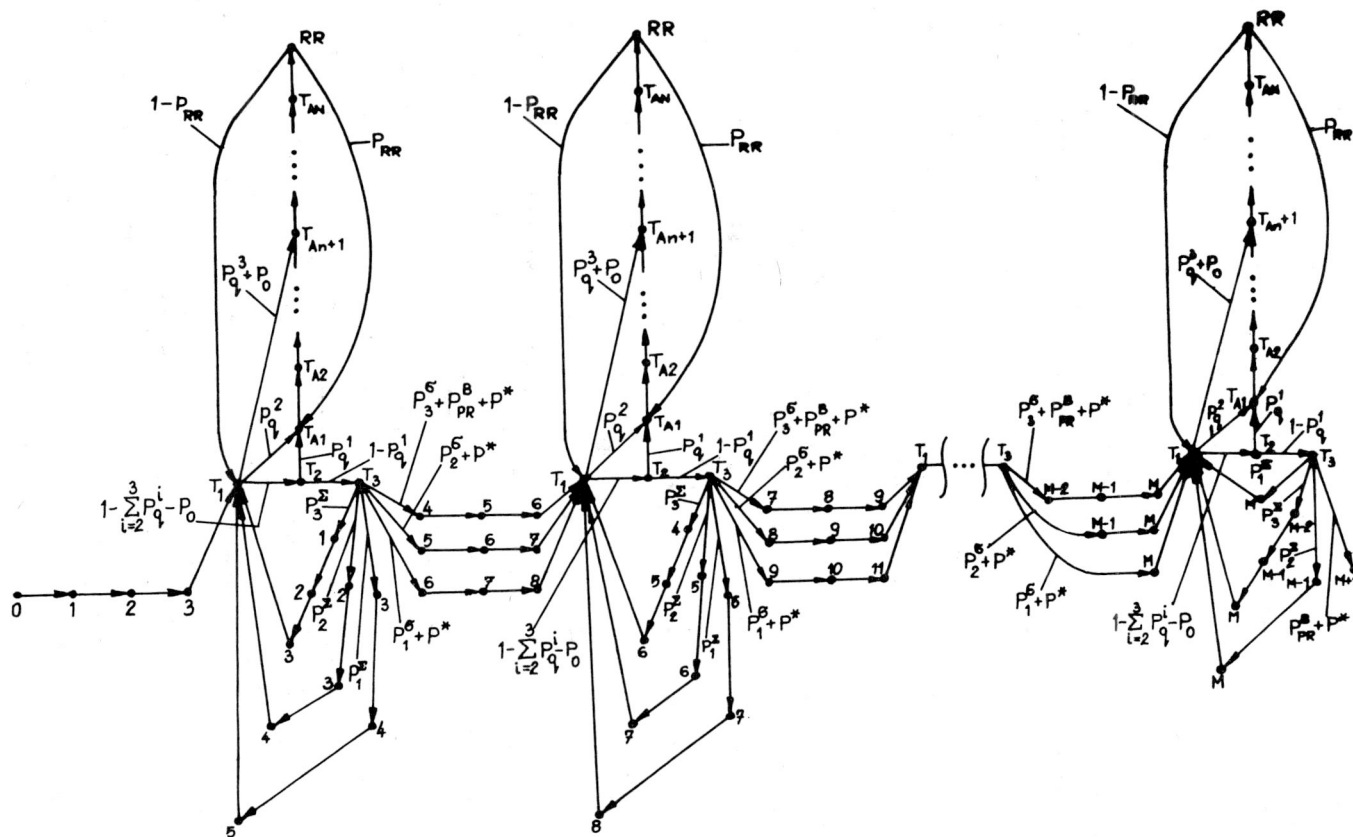
Założymy, że długość organizowanego przez stację pierwotną time-out'u jest wielokrotnością przedziału czasu równego t_R/n sekund, tj.:

$$T_{out} = N t_R / n ,$$

T_{out} - długość time-out'u, (s) ; t_R - czas transmisji jednej ramki informacji; N i n - całkowite naturalne liczby.

Przedstawiony na rysunku 1 probabilistyczny graf stanów dla nadajnika stacji pierwotnej jest zwinięciem skierowanego probabilistycznego grafu typu drzewo rozgałęzionego pętłącego się procesu transmisji i służy do graficznego odwzorowania pracy linii transmisji danych sterowanych daną wersją protokołu HDLC. Na grafie tym odwzorowano transmisję informacji trzyramkowymi blokami ($l=3$) i przyjęto następujące oznaczenia stanów: 0 - stan odpowiadający początkowi transmisji pierwszej ramki; stany odpowiadające końcowi transmisji 1-ej, 2-ej, ..., M-ej ramki oznaczone są odpowiednio 1, 2, ..., M; stan M+1 odwzorowuje prawidłowe przyjęcie ostatniej ramki w transmitowanym ciągu informacji. Stany odwzorowujące oczekiwanie nadajnika w ciągu czasu, który jest niezbędny wtórnej stacji do transmisji 1-ej, 2-ej i 3-ej ramki w bloku odpowiedzi - oznaczono odpowiednio T_1 , T_2 i T_3 . Przy transmisji informacji blokami dowolnej długości ($l=1, 7$ dla formatu normalnego) probabilistyczne grafy stanów mają strukturę analogiczną. Omówimy stany T_{A1} , T_{A2} , ..., T_{AN} oraz stan RR. Stan T_{A1} odwzorowuje zdarzenie oznaczające, iż taimer odpowiedzi odliczył część time-out'u długości t_R/n sekund; stan T_{A2} odwzorowuje zdarzenie oznaczające, iż taimer odpowiedzi odliczył część time-out'u długości $2t_R/n$ sekund; stan T_{AN} odpowiada odliczeniu pełnego czasu time-out'u długości Nt_R/n sekund; stan RR odwzorowuje zakończenie transmisji ramki superwizorowej z komendą RR.

Na podstawie grafu (rys. 1) określono zależności dla prawdopodobieństw poszczególnych przejść (gałęzie nie oznaczone mają prawdopodobie-



Rys. 1. Probabilistyczny graf stanów
Fig. 1. The graph of probabilistic states

bieństwo przejścia równe jedności). Probabilistyczny graf stanów jest podstawą do budowy grafu funkcji tworzących prawdopodobieństw przejść nadajnika z jednego stanu do następnego. Z takiego grafu, po dokonaniu tożsamościowych przekształceń, otrzymano zależności dla funkcji tworzących prawdopodobieństw przejść nadajnika pierwotnej stacji ze stanu 0 do pierwszego stanu $T_3 - F_1(x)$; z pierwszego stanu T_3 do drugiego stanu T_3 , z drugiego stanu T_3 do trzeciego stanu T_3 itd. - $F_2(x)$; z przedostatniego stanu T_3 do stanu $M+1 - F_3(x)$.

Następnie dla określenia probabilistyczno-czasowych charakterystyk linii transmisji danych sterowanej daną wersją protokołu HDLC obliczono: $A1$ - średnią liczbę kroków (krok - czas transmisji jednej ramki lub oczekiwania w ciągu czasu niezbędnego dla odbioru jednej ramki-odpowiedzi), które ma wykonać stacja, by zrealizować prawidłową transmisję bloku składającego się z pierwszych 1 ramek ciągu informacji o długości M ramek; $A3$ - średnią liczbę kroków niezbędnych do prawidłowej transmisji bloku składającego się z ostatnich 1 ramek tego ciągu informacji; $A2$ - średnią liczbę kroków, które ma wykonać stacja, by zrealizować prawidłową transmisję bloku składającego się z dowolnych pozostałych 1 ramek ciągu informacji. Powyższe wielkości równe są:

$$A1 = \left. \frac{d}{dx} F_1(x) \right|_{x=1}, \quad A2 = \left. \frac{d}{dx} F_2(x) \right|_{x=1}, \quad A3 = \left. \frac{d}{dx} F_3(x) \right|_{x=1}$$

Wówczas średnia liczba kroków wykonanych przez pierwotną stację niezbędnych dla prawidłowej transmisji bloku składającego się z 1 ramek

$K1_p$ równa jest:

$$K1_p = A1/\varepsilon + A2(\varepsilon - 2)/\varepsilon + A3/\varepsilon, \quad \varepsilon = \lceil M/1 \rceil,$$

$\lceil x \rceil$ - najbliższe całkowite nie mniejsze x .

Wielkość $M1_p$ jest równa:

$$M1_p = K1_p / 21$$

Wykorzystując omówioną metodykę w analogiczny sposób zbudowano probabilistyczny graf stanów dla nadajnika stacji wtórnej, dokonano analogicznych przekształceń i obliczeń. Obliczono efektywną przepustowość linii transmisji danych - R :

$$R = (R_p + R_s) / 2, \quad R_p = L / (L + \psi) M1_p, \quad R_s = L / (L + \psi) M1_s,$$

L - długość pola informacyjnego w ramce (bit); ψ - ogólna liczba nieinformacyjnych bitów z uwzględnieniem sekwencji flagowej, $\psi = 40$, oraz

$$T_{sr} = 1 / (VR), \quad \tau_{sr} = T_{sr}(L + \psi) - t_R, \quad t_R = (L + \psi) / V,$$

V - szybkość transmisji informacji (bit/s).

Dla określenia liczby j^* rozpatrzmy nierówność:

$$1 - (1 - p_{PR}^B) j^{\pi} \geq (p_{PR}^R \text{ ZAD})^1$$

Бiorąc pod uwagę, że

$$1 - p_{PR}^B = \sum_{i=1}^1 C_1^i (1 - p_{PR}^R - p_{ND}^R)^i (p_{PR}^R + p_{ND}^R)^{1-i},$$

p_{ND}^R - prawdopodobieństwo появления się niezdetektowanego przekłamania в transmitowanej ramce,

liczbę j^{π} można określić następująco:

$$j^{\pi} = \frac{\log [1 - (p_{PR}^R \text{ ZAD})^1]}{\log \left[\sum_{i=1}^1 C_1^i (1 - p_{PR}^R - p_{ND}^R)^i (p_{PR}^R + p_{ND}^R)^{1-i} \right]}$$

Otrzymane analityczne zależności dla obliczania poszukiwanych probabilistyczno-czasowych charakterystyk linii transmisji danych zostały zaprogramowane w języku FORTRAN na EMC i przedstawione dla różnych kompletów danych w formie wykresów.

Literatura

- 1 Cypser R.J. Communications Architecture for Distributed Systems - Addison-Wesley Publishing Company Reading, Massachusetts, 1978, pp. 359-407.
- 2 Data Communication - High-level data link control procedures - Elements of procedures. ISO/TC 97, Ref. No. 4335, April 1979 (E), - 28 p.
- 3 Data Communication - High-level data link control procedures - Frame Structure. ISO/TC 97, Ref. No. 3309, July 1979 (E), - 5p.
- 4 Organization of work on system architecture and communication protocols. ISO/TC 97/SC 6, Ref. No. 1451, March 1977.

ANALYSIS OF TIME OUTS FUNCTIONING ON MATHEMATICAL MODEL OF HDLC PROTOCOL OF NUMERICAL DATA TELETRANSMISSION CONTROL

The paper is devoted to an analysis of the protocol HDLC - controlled data link control work performance. A point-to-point half-duplex line of normal response with an asymmetric information exchange and time-outs is investigated. A methodology of analytical characterization of time - probabilistic characteristics of protocol HDLC - controlled data link control is presented.

АНАЛИЗ ФУНКЦИОНИРОВАНИЯ "ТАЙМ-АУТОВ" НА ОСНОВЕ МАТЕМАТИЧЕСКОЙ МОДЕЛИ ПРОТОКОЛА HDLC УПРАВЛЕНИЯ ТЕЛЕПЕРЕДАЧЕЙ ЦИФРОВЫХ ДАННЫХ

Работа посвящена анализу эффективности функционирования звеньев передачи данных, управляемых протоколом HDLC и используемых в телеобработке цифровых данных. В работе было исследовано двухточечное звено, работающее в полудуплексном режиме нормальных ответов с асимметрическим графиком обмена информацией и с учётом влияния тайм-аута. Представлена методика аналитического определения вероятностно-временных характеристик для оценки эффективности функционирования звеньев передачи данных, управляемых протоколом HDLC.

sieć teleinformatyczna,
baza danych,
teleprzetwarzanie,
projektowanie

Roman WOJTALA *

DOSTOSOWANIE POLSKICH SYSTEMÓW INFORMACJI
NAUKOWO-TECHNICZNEJ DO BEZPOŚREDNIEJ WSPÓŁPRACY
Z SIECIĄ KOMPUTEROWĄ MSINT PAŃSTW RWPG

W referacie omówione zostały podstawowe problemy, jakie będą rozwiązywać projektanci i wdrożeniowcy sieci teleinformatycznej Międzynarodowego Systemu Informacji Naukowej i Technicznej państw RWPG z punktu widzenia użytkowników tej sieci w Polsce, a także zadania związane z dostosowaniem polskich systemów informacji do bezpośredniej współpracy z siecią państw RWPG. Ponadto referat zawiera aktualny wykaz baz danych udostępnianych w sieci w 1985 r. przez ZSRR, Czechosłowację i Bułgarię.

Zgodnie z postanowieniami 26 posiedzenia KPP państw członkowskich MCINT w 1983 r. w Moskwie kraje członkowskie RWPG przystąpiły do realizacji wspólnej, zintegrowanej sieci informatycznej Międzynarodowego Systemu Informacji Naukowej i Technicznej.

Powołana została Grupa Robocza ds. projektowania i uruchomienia sieci MSINT. Dotychczas odbyły się cztery plenarne posiedzenia grupy roboczej.

Prace grupy roboczej ds. sieci MSINT prowadzone są równolegle z pracami grupy roboczej specjalistów z Międzyrządowej Komisji ds. Elektronicznej Techniki Obliczeniowej państw RWPG opracowującej projekt i wdrożenie sieci teletransmisyjnej INTERSIEC. Oba projekty są z sobą skoordynowane.

Sieć MSINT tworzona jest jako jedyna sieć informatyczna Międzynarodowego Systemu Informacji Naukowej i Technicznej państw RWPG.

Projektowanie sieci odbywa się zgodnie z następującymi zasadami:

- 1/ podstawowym przeznaczeniem sieci MSINT jest sprawne świadczenie usług informacyjnych na rzecz użytkowników z państw członkowskich MSINT - przy wykorzystaniu baz danych, dialogowych systemów wyszukiwania informacji i telekomunikacyjnego przekazywania danych,

* Centrum Informacji Naukowej, Technicznej i Ekonomicznej, Warszawa

- 2/ w sieci MSINT wykorzystywane będą bazy danych tworzone lub opracowywane przez organy MSINT, a także poszczególne krajowe bazy danych,
- 3/ w sieci MSINT będą wykorzystywane głównie /ale nie wyłącznie/ środki techniczne produkowane w państwach RWPG /JS RIAD, SM EMC i mikro - EMC/,
- 4/ sieć MSINT będzie otwartym zrzeszeniem współpracujących systemów, które pozwala na rozszerzenie składu wykorzystywanych baz danych, technicznych środków przetwarzania danych i użytkowych programów przetwarzania informacji,
- 5/ sieć MSINT tworzona jest przy współpracy z MK ds. ETO państw RWPG /projekt INTERSIEC/ oraz przy ścisłym współdziałaniu z siecią krajowych centrów automatycznego przesyłania informacji poszczególnych państw RWPG oraz resortami łączności państw - uczestników sieci.

Prace związane z projektowaniem, wdrażaniem i eksploatacją użytkową sieci MSINT zostały podzielone na 3 etapy:

- 1/ etap przygotowawczy /1983-84 r. /
- 2/ eksploatacja próbna /1985 r. /
- 3/ eksploatacja użytkowa - od 1 stycznia 1986 r.

W ramach etapu przygotowawczego zostały opracowane następujące zagadnienia:

1/ Zagadnienia ogólne, a w tym m.in.:

- przepisy dotyczące utworzenia sieci,
- terminologia wykorzystywana w projekcie sieci,
- wykaz dokumentacji sieci MSINT,
- zasady współdziałania sieci MSINT z istniejącą siecią narodowych centrów automatycznego przesyłania informacji naukowo-technicznej,
- zasady koordynacji prac z projektem INTERSIEC,
- opracowanie procedur sterowania siecią MSINT.

2/ zagadnienia organizacyjne i prawne, a w tym m.in.:

- zasady rozwiązywania zagadnień organizacyjnych przy świadczeniu usług informacyjnych i przy rozliczeniach finansowych w ramach sieci MSINT,
- określenie składu baz danych dostępnych dla użytkowników sieci MSINT,
- wzory typowych umów o współpracy poszczególnych organizacji i jednostek organizacyjnych z siecią MSINT.

3/ funkcjonowanie sieci MSINT, a w tym m.in.:

- architektura sieci MSINT,
- tworzenie planów koordynacyjnych i planów roboczych,
- tworzenie przepisów dotyczących ośrodków automatycznego przetwarzania danych i punktów terminalowych w sieci,
- tryb powołania Centralnej Służby Informacyjnej sieci MSINT.

4/ problemy techniczne budowy sieci MSINT, a w tym m.in.:

- wymogi w odniesieniu do dokumentacji technicznej sieci,
- wymogi w zakresie wyposażenia technicznego sieci.

Z punktu widzenia praktycznego wykorzystania sieci MSINT dla realizacji usług informacyjnych, przeznaczonych dla użytkowników systemów informacji naukowo-technicznej w Polsce - należy wykonać szereg prac związanych nie tylko z podstawowymi zasadami funkcjonowania sieci, czy problemami wyposażenia sieci w kompatybilne środki techniczne o wysokiej jakości, ale głównie prace związane z realizacją wysokojakościowych usług przez wyspecjalizowane ośrodki informacji, a także prace związane z przygotowaniem materiałów metodycznych dla użytkowników sieci.

Wynika stąd, że najistotniejsze prace, z punktu widzenia użytkownika systemów informacji, są dopiero do zrobienia.

Brak jest jeszcze opracowania szczegółowych przepisów tak podstawowych zagadnień jak:

- 1/ przepisy, dotyczące uprawnień właścicieli baz danych i zbiorów informacji /w tym informacji źródłowej/,
- 2/ przepisy określające tryb zbierania i zakres udostępniania informacji w zależności od rodzaju użytkownika i trasy przesyłu informacji,
- 3/ określenie zasad dostępu do źródeł informacji jako konsekwencji otrzymania informacji pochodnej lub skierowującej,
- 4/ określenie zasad upowszechniania informacji z uwzględnieniem praw autorskich i umów licencyjnych dotyczących eksploatacji maszynowych baz danych,
- 5/ przepisy określające uprawnienia właścicieli i użytkowników terminalowych końcówek abonenckich,
- 6/ zasady pracy i tryb podejmowania decyzji przez Centralną Służbę Informacyjną sieci MSINT.

Harmonogram udostępniania baz danych w sieci MSINT państw RWPG
w trybie zdalnego wyszukiwania informacji /wg stanu na dzień 1 czerwca 1985 r./

Dzień tygodnia	Czas udostępniania /wg czasu moskiewskiego/	Nazwa bazy danych	Miejsce dystrybucji informacji
Poniedziałek	10,00-12,00	GORIZONT	CINTI /LRB/
	10,00-12,00	INSPEC B	CINTI /LRB/
	14,00-16,00	INSPEC A x	CINTI /LRB/
	10,00-20,00	Bazy danych INION	INION /ZSRR/
	8,30-11,45	ASSKP	UVTEI /CSRS/
	12,00-14,45	ASSKP	UVTEI /CSRS/
	15,00-18,45	ASSKP	UVTEI /CSRS/
	12,00-18,00	NTOE	MCINT
Wtorek	10,00-13,00	BIOSIS	CINTI /LRB/
	12,00-18,00	Bazy danych VINITI	VINITI /ZSRR/
	10,00-20,00	Bazy danych INION	INION /ZSRR/
	8,30-11,45	ASSKP	UVTEI /CSRS/
	8,30-11,45	INFORMATIKA	UVTEI /CSRS/
	12,00-14,45	ASSKP	UVTEI /CSRS/
	15,00-18,30	ASSKP	UVTEI /CSRS/
	12,00-18,00	Bazy danych zgodnie z zamówieniem	MCINT
Środa	14,30-16,30	GORIZONT	CINTI /LRB/
	12,00-18,00	Bazy danych VINITI	VINITI /ZSRR/
	10,00-20,00	Bazy danych INION	INION /ZSRR/
	8,30-11,45	ASSKP	UVTEI /CSRS/
	12,00-14,45	ASSKP	UVTEI /CSRS/
	15,00-18,00	ASSKP	UVTEI /CSRS/
	12,00-14,30	MSIS NIR	MCINT
	15,00-16,00	INIS	MCINT
Czwartek	10,00-12,00	VINITI- AE	CINTI /LRB/
	14,00-16,00	GORIZONT	CINTI /LRB/
	14,00-16,00	INSPEC C	CINTI /LRB/
	12,00-18,00	Bazy danych VINITI	VINITI /ZSRR/
	10,00-20,00	Bazy danych INION	INION /ZSRR/
	14,00-18,00	MSP./MPU/	UVTEI /CSRS/
	12,00-18,00	MSIS NIR	MCINT
Piątek	10,00-12,00	MSIS NIR	CINTI /LRB/
	14,00-16,00	MEDIK x	CINTI /LRB/
	14,00-16,00	VINITI-elektryka x	CINTI /LRB/
	14,00-16,00	VINITI-radiotechnika x	CINTI /LRB/
	12,00-18,00	Bazy danych VINITI	VINITI /ZSRR/
	10,00-17,00	Bazy danych INION	INION /ZSRR/
	8,30-11,45	ASSKP	UVTEI /CSRS/
	12,00-15,30	ASSKP	UVTEI /CSRS/
	14,00-18,00	INIS	MCINT

gdzie: x - baza udostępniana jest w trybie teletransmisji przez cały tydzień

Ponadto należy opracować szczegółowe instrukcje do służbowych procedur sieciowych oraz całość spraw związanych z trybem zamawiania i dostarczania kopii oryginałów.

Obecnie, w Międzynarodowym Centrum Informacji Naukowej i Technicznej oraz w Wszechzwiązkowym Instytucie Naukowo-Badawczym Stosowanych Systemów Zautomatyzowanych w Moskwie trwają prace nad ogólnosieciowym językiem rozkazów dla konwersacyjnych systemów wyszukiwania informacji tekstowej, przeznaczonym dla sieci MSINT. Język ten ma być spójny z językami stosowanymi w teletransmisyjnych systemach krajów wysoko rozwiniętych gospodarczo i zgodny z normami ISO.

Z punktu widzenia użytkownika sieci MSINT należy opracować szereg materiałów metodycznych, takich jak:

- 1/ informatory rozkazów dla wszystkich systemów automatycznego wyszukiwania informacji wykorzystywanych w sieci MSINT,
- 2/ opisy baz danych dostępnych w sieci MSINT,
- 3/ opracowanie zawierające instrukcje dla użytkowników abonenckich końcówek terminalowych
- i wiele, wiele innych.

Pracy jest jeszcze bardzo dużo. Niemniej jednak kraje takie jak: Związek Radziecki, Czechosłowacja, Bułgaria i Węgry rozpoczęły już pracę w trybie konwersacyjnym, nie czekając na oficjalne uruchomienie sieci w dniu 1.01.1986 r.

Węzły sieci są zlokalizowane w następujący sposób:

- 1/ ZSRR - VNIIPAS w Moskwie /wraz z zintegrowanymi sześcioma centrami baz danych, w tym VINITI, INION i MCINT/,
 - 2/ Czechosłowacja - UVTEI w Pradze /wraz z siecią 25 terminali na terenie całego kraju/,
 - 3/ Bułgaria - CINTI
 - 4/ Węgry - cztery zintegrowane centra baz danych, w tym OMIKK i INFORMATIK.
- Dodatkowo stałe połączenie z siecią inteligentnej końcówki terminalowej zlokalizowanej na Kubie w Hawanie z wykorzystaniem teletransmisji kosmicznej.
- Ponadto przeprowadzono w 1984 i 1985 r. udane sesje teletransmisji informacji z wykorzystaniem teletransmisji satelitarnej z ośrodkami informacji w:
- 1/ Wietnamie - Hanoi
 - 2/ Mongolii - Ułan Bator.

W październiku 1984 r. uruchomiony został terminal w Centralnym Instytucie Informacji i Dokumentacji NRD w Berlinie, a w kwietniu 1985 r. podobny terminal w Instytucie Podstaw Informatyki PAN w Warszawie. Terminale te pracują na stałych, wydzielonych liniach łączności z Moskwą z szybkością jedynie 300 bodów.

Uwzględniając rozwój sieci MSINT, a także rozwój usług informacyjnych w ramach tej sieci/od 1 stycznia 1986 r. usługi realizowane będą wyłącznie odpłatnie/, należy w Polsce skupić się na realizacji trzech podstawowych warunków partnerstwa:

- 1/ posiadanie własnych baz danych,
- 2/ dysponowanie bazami własnymi i zakupionymi, udostępnianymi w języku rosyjskim lub angielskim,
- 3/ posiadanie własnego sprzętu do teleprzetwarzania informacji.

ADAPTATION OF POLISH SYSTEMS OF SCIENTIFIC AND TECHNOLOGICAL INFORMATION TO A DIRECT COOPERATION WITH THE MSINT COMPUTER NETWORK OF COMECON COUNTRIES

The paper presents fundamental problem that must be solved by designers and implementators of teleinformatic network realized within International System of Scientific and Technical Information of CMEA countries from Polish users point of view as well as tasks connected with Polish information systems adaptation to direct co-operation with the network.

The paper connects also the actual list of data bases offered in 1985 for network users by USSR, Czechoslovakia and Bulgaria.

ПРИСПОСОБЛЕНИЕ ПОЛЬСКИХ СИСТЕМ НАУЧНО-ТЕХНИЧЕСКОЙ ИНФОРМАЦИИ К НЕПОСРЕДСТВЕННОМУ СОТРУДНИЧЕСТВУ С СЕТЬЮ СТРАН - ЧЛЕНОВ СЭВ

В реферате обсуждены основные вопросы, которые будут решать проектировщики и исполнители телеинформационной сети Международной системы научной и технической информации стран - членов СЭВ с точки зрения потребителей этой сети в ПНР, а также задачи, связанные с приспособлением польских информационных систем к непосредственному сотрудничеству с сетью стран - членов СЭВ. Кроме того реферат содержит актуальный список баз данных СССР, Чехословакии и Болгарии, которые доступны в сети в 1985 г.

radiowe sieci teleinformatyczne,
reguły niekontrolowanego dostępu,
systemy typu ALOHA,
średni przepływ pakietów

Józef WOŹNIAK *

MOŻLIWOŚCI POPRAWY WYKORZYSTANIA KANALU W RADIOWEJ SIECI TELEINFORMATYCZNEJ O NIE- KONTROLOWANYM DOSTĘPIE

Radiowe sieci teleinformatyczne - naziemne (typu LAN) i satelitarne (typu WAN) charakteryzują się szeregiem istotnych zalet. Zaliczyć do nich można: eliminację złożonych problemów topologicznych, brak problemów wyboru trasy, łatwość rozbudowy oraz dużą niezawodność. Reguły dostępu użytkowników do wielodostępowego kanału radiowego zaliczane są do warstwy 3, w architekturze logicznej ISO. W referacie przedstawiono wybrane sposoby poprawy sprawności wykorzystania kanałów w sieciach stosujących reguły niekontrolowanego dostępu.

1. WSTĘP

Szybki wzrost ilości informacji wymienionych pomiędzy komputerami spowodował duże zainteresowanie radiowymi technikami realizacji komutacji pakietów (wiadomości). Kanały radiowe są coraz częściej wykorzystywane do tworzenia zarówno lokalnych teleinformatycznych sieci naziemnych (typu LAN), jak też sieci satelitarnych (typu WAN). W sieci radiowej z komutacją pakietów wykorzystywane są własności dyfuzyjne kanału radiowego. W praktyce oznaczają to, że tego typu sieci charakteryzuje między innymi:

- brak złożonych problemów topologicznych istniejących przy projektowaniu sieci naziemnych, jak też brak problemu wyboru trasy przy przesyłaniu informacji,
- praktyczny brak ograniczeń przy dołączaniu nowych użytkowników,
- możliwość przemieszczania się użytkowników,
- bardzo duża niezawodność,
- statystyczne wyrównywanie obciążenia sieci.

Reguły przesyłania informacji pomiędzy użytkownikami sieci zaliczane do warstwy 3 w architekturze logicznej ISO [9] można podzielić na 3 zasadnicze grupy:

- (i) - reguły dostępu niekontrolowanego,

* Politechnika Gdańska, Instytut Telekomunikacji

(ii) - reguły dostępu częściowo kontrolowanego,

(iii) - reguły dostępu kontrolowanego,

Protokoły należące do grupy (i) nakładają jedynie niewielkie ograniczenia na pracę użytkowników sieci. Sprawia to, że efektywność wykorzystania kanału radiowego jest wówczas niewielka. Referat niniejszy poświęcony jest opisowi wybranych sposobów poprawy sprawności wykorzystania kanału poprzez pewne modyfikacje reguł niekontrolowanego dostępu. Modyfikacje te dotyczyć będą sposobów wymiany informacji w warstwach 2-giej i 3-ciej, tj. w warstwie komunikacji (logical link layer) oraz warstwie dystrybucji (network layer) .

2. REGUŁY DOSTĘPU NIEKONTROLOWANEGO

Do grupy niekontrolowanego dostępu zaliczane są dwie podstawowe wersje protokołów komunikacyjnych [1] , [10] , określone w literaturze jako: reguła ALOHA z kanałem asynchronicznym (pure ALOHA protocol) oraz reguła ALOHA z kanałem synchronicznym (slotted ALOHA) . Obie reguły dostępu dopuszczają przypadkowość chwil wprowadzania pakietów do kanału, jak również brak jakiejkolwiek koordynacji w pracy poszczególnych nadajników. Fakt ten sprawia, że sprawność wykorzystania kanału jest stosunkowo mała w porównaniu z uzyskiwaną w sieciach naziemnych. Miara wykorzystania kanału jest przy tym tzw. średni przepływ pakietów S (channel throughput) . Wyraża on średnią liczbę pakietów udanie transmitowanych w czasie odpowiadającym przykładowo długości pakietu L . Rzeczywista zajętość kanału (total traffic) jest oczywiście w przypadku reguł niekontrolowanego dostępu większa - z uwagi na możliwość występowania interferencji.

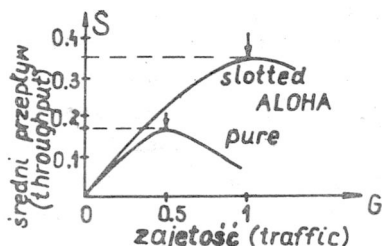
W przypadku protokołu "pure ALOHA", w którym przesyłane są jedynie potwierdzenia pozytywne o pakietach odebranych poprawnie w całości, wykorzystanie kanału osiąga wartość $1/2e$ (ok. 18,4%) . Dla protokołu "slotted ALOHA", w którym oś czasu podzielona jest na ramki o długości równej pojedynczemu pakietowi, wykorzystanie kanału może być dwukrotnie większe, tzn. $1/e$, czyli ok. 36,8% . Zmiany średniego przepływu S w funkcji zmian zajętości G dla obu tych protokołów ilustruje rys. 1.

3. METODY POPRAWY SPRAWNOŚCI WYKORZYSTANIA KANAŁU

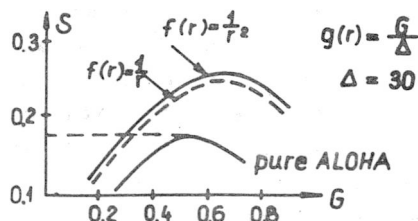
Okazuje się, że podane powyżej sprawności wykorzystania kanału 18,4% i 36,8% można wyraźnie poprawić bez wprowadzania istotnych zmian w regule dostępu, tj. zachowując niekontrolowany dostęp do kanału. Efekt ten można przykładowo uzyskać poprzez:

1 - wprowadzenie priorytetów, dla różnych grup użytkowników, polega-

- jących na zróżnicowaniu mocy nadajników,
- 2 - wzajemne uzależnienie mocy nadajników, długości przesyłanych pakietów i (lub) intensywności wprowadzania pakietów do sieci,
 - 3 - zastosowanie odpowiednich metod kodowania (kody cykliczne, rekurencyjne, kody pseudoszumowe),
 - 4 - modyfikację protokołu "pure ALOHA", poprzez dopuszczenie częściowej akceptacji pakietów w przypadku pakietów wielosegmentowych,
 - 5 - modyfikację protokołu "slotted ALOHA" dla tzw. fazy rozwiązywania konfliktu.



Rys. 1. Średni przepływ w funkcji zajętości kanału
Fig. 1. Channel throughput vs. total traffic



Rys. 2. Wpływ efektu przechwytywania na wykorzystanie kanału
Fig. 2. Influence of capture effect on channel throughput

Wprowadzenie priorytetów mocowych (pkt. 1 i 2) jest równoważne - w przypadku sieci typu LAN z wydzielonym węzłem centralnym - zróżnicowaniu odległości poszczególnych użytkowników od centrum [4]. Uwzględniając tzw. efekt przechwytywania sygnałów występujący w kanałach radiowych w.c.z. można uzyskać znaczny wzrost sprawności wykorzystania kanału. Wyniki analizy przeprowadzone dla systemu ALOHA z kanałem asynchronicznym [6] - przy założeniu:

- a/ pełnego przechwytywania pierwszego z interferencyjnych pakietów (przy spełnieniu odpowiednich warunków mocowych),
- b/ ciągłego rozkładu użytkowników w pewnym przedziale odległości $\langle r_{\min}, r_{\max} \rangle$ o szerokości Δ ,
- c/ przykładowych modeli tłumienia sygnałów w kanale ($f(r)$ - tłumienie) oraz zadanej postaci funkcji gęstości obciążenia $g(r)$ zilustrowane zostały na rys. 2.

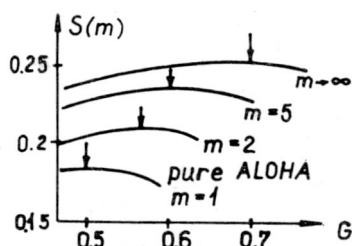
W stosunku do przepływu S pokazanego na rys. 1 obserwuje się ok. 35% poprawę. Dalszy wzrost maksymalnej wartości S można osiągnąć poprzez właściwe uzależnienie mocy (względnie odległości) nadajników oraz intensywności pracy i (lub) długości przesyłanych pakietów. Przyporządkowując użytkownikom, dla których moc sygnałów w punkcie odbioru (np. węzle centralnym) jest największa, pakiety najdłuższe uzyskać

można sprawność wykorzystania kanału rzędu 0.5 - 0.75 [5]. Jest to wartość bardzo duża wzięwszy pod uwagę prostotę protokołu "pure ALOHA". Należy jednak zaznaczyć, że sprawności rzędu 0.75 osiągnąć mogą być w przypadku podziału użytkowników na dużą (większą od 10) liczbę klas priorytetów.

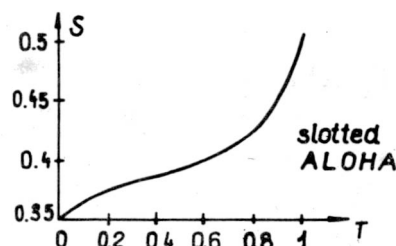
Innym stosunkowo skutecznym sposobem poprawy S może być stosowanie właściwych metod kodowania, pozwalających na prawidłową interpretację przesyłanej informacji również przy pewnych nałożeniach się pakietów. Do tego celu służyć mogą odpowiednie kody rekurencyjne [8] (przykładowo ortogonalne kody rekurencyjne), czy też kody blokowe charakteryzujące się właściwościami pseudoszumowymi. Stosowanie kodów pseudoszumowych wiąże się z przesyłaniem sygnałów szerokopasmowych [7]. Systemy stosujące takie sygnały określone są w literaturze mianem systemów SSMA (Spread-Spectrum Multiple-Access). Stosując protokół "pure ALOHA" możemy mówić o tzw. przechwytywaniu czasowym (opóźnionym - delay capture). Uzyskiwana dla tych systemów sprawność wykorzystania kanału jest rzędu 0.7-0.9 [3]. W przypadku systemów SSMA, czyli z sygnałami szerokopasmowymi - o właściwościach pseudoszumowych - przepływ S nie może być jednak traktowany jako jedyny parametr. Parametrami równie ważnymi są szerokość pasma kanału, jak też zawartość informacyjna pakietów. Wiadomo przy tym, że sygnały (kody) pseudoszumowe charakteryzują się bardzo dużą redundancją.

Kolejna metoda zapewniająca wzrost średniego przepływu wiąże się - w przypadku protokołu pure ALOHA - z dopuszczeniem częściowej akceptacji jednego z pakietów interferujących - z uwzględnieniem (lub bez) efektu przechwytywania. Pomijając efekt przechwytywania wykorzystanie kanału osiąga wówczas wartość maksymalną równą 0.25 - dla długich pakietów wielosegmentowych o stałej [13] lub geometrycznie zmiennej długości [12]. Na rys. 3 pokazano zmiany przepływu S przy zmianach G w zależności od liczby m segmentów informacyjnych.

W podstawowej wersji system ALOHA z kanałem synchronicznym przyjmuje się, że zarówno pakiety nowe, jak i retransmitowane przesyłane są w identyczny sposób, tzn. w kolejnej ramce czasowej. Sprawia to, że interferencje pakietów mogą się powielać w kolejnych ramkach. Istnieje cała klasa algorytmów, w których postępowanie użytkowników w razie zaistnienia kolizji pakietów ulega modyfikacji. Są to protokoły z tzw. algorytmami fazy rozwiązania konfliktu. Z chwilą zajścia interferencji rozpoczyna się faza rozwiązania konfliktu, w której uczestniczą jedynie użytkownicy, których pakiety nałożyły się wzajemnie [2], [11]. Jeżeli przy wyznaczaniu S dla tych reguł uwzględnimy również efekt przechwytywania silniejszego z sygnałów przez węzeł centralny, to otrzymujemy wartości rzędu 0.5. Na rys. 4 podano przybliżony charakter zmian



Rys. 3. Zmiany S dla protokołu z częściową akceptacją
Fig. 3. Variations of S for the protocol with partial acceptance



Rys. 4. Zmiany S w funkcji zmian współczynnika przechwytywania
Fig. 4. Throughput versus capture factor

średniego przepływu S w funkcji zmian współczynnika przechwytywania T , przy założeniu [2]: równomiernego rozkładu użytkowników w obszarze o jednostkowym promieniu, jednakowych mocy nadajników oraz stosowania tzw. algorytmu z oczekiwaniem na częściowe rozwiązanie konfliktu.

4. UWAGI KOŃCOWE

Przedstawione rozważania pozwalają zorientować się w skuteczności stosowania różnych metod. Jednocześnie różnorodność sposobów ingerencji zarówno na poziomie stosowanych sygnałów, kodów czy też modyfikacji algorytmów pracy użytkowników nie pozwala na jednoznaczne porównanie omówionych metod. Pomijając metodę 3 - uwzględniającą stosowanie sygnałów szerokopasmowych - można stwierdzić, że wzrost sprawności wykorzystania kanału może być osiągany bądź poprzez wzrost ilości informacji pomocniczej o stanie sieci (metody 4 i 5), czy też usytuowaniu użytkowników (metody 1 i 2).

LITERATURA

- [1] - Abramson N. : The Throughput of Packet Broadcasting Channels. IEEE Trans. Commun. vol. 24 (1977), pp. 117-128.
- [2] - Cidon J., Sidi M. : The Effect of Capture on Collision-Resolution Algorithms. IEEE Trans. Commun. vol. 33 (1985), pp. 317-324.
- [3] - Davies D.H., Gronmeyer S.A. : Performance of Slotted ALOHA Random Access with Delay Capture and Randomized Time of Arrival. IEEE Trans. Commun. vol. 28 (1980), pp. 703-710.
- [4] - Kozłowski A. : Priorytety urządzeń końcowych o niekontrolowanym dostępie do kanału radiowego sieci teleinformatycznej. Arch. Autom. Telemek. T. 26 (1980) ss. 549-557.
- [5] - Kozłowski A. : Channel Utilization of Aloha-type Systems with Capture. Ukaze się w Rozp. Elektrotechn.
- [6] - Kozłowski A., Woźniak J. : An Analysis of Unslotted ALOHA Channels with Capture in Multi-interference. W : Networks in Office Automation, North Holland, 1985, pp. 251-258.
- [7] - Krone S.M., Sarwate D.V. : Quadriphase Sequences for Spread-Spec-

- trum Multiple-Access Communication. IEEE Trans Inf.Theory vol.30 (1984), pp. 520-529
- [8] - Poltyrev G.S. : Coding in an Asynchronous Multiple-Access Channel. Probl.Pered.Inform. vol. 13 (1983), pp. 12-21.
 - [9] - Tanenbaum A. : Computer Networks. Prentice Hall (1981).
 - [10] - Tobagi F.A. : Multiaccess Protocols in Packet Communication Systems. IEEE Trans.Commun. vol. 28 (1980), pp. 468-488.
 - [11] - Tsybakov B.S., Michailov V.A. : Free Synchronous Packet Access in a Broadcast Channel with Feedback. Probl.Pered.Inform. vol.14 (1978), pp. 32-59.
 - [12] - Woźniak J. : Performance of Unslotted ALOHA with Partial ACK of Random Length Packets. "COMNET'85", Budapest.
 - [13] - Woźniak J. : Optimization of Information Throughput in Unslotted Radio Channels with Partial ACK. "Remote Data Transmission 85", Karlovy Vary.

POSSIBILITIES OF IMPROVEMENT OF CHANNEL UTILIZATION IN A PACKET SWITCHING RADIO NETWORK WITH UNCONTROLLED ACCESS

The rapid growth of computer communication has motivated an intense interest in packet switching radio techniques. Throughout last years many operational schemes has been studied. Radio network performance is typically characterized by the channel utilization. In the paper uncontrolled access protocols are discussed. Using these protocols the possibilities of improvement of the channel utilization the channel throughput are analysed. Some exemplary results of the channel throughput variations for the considered protocols are also presented in the paper.

ВОЗМОЖНОСТИ УЛУЧШЕНИЯ ИСПОЛЬЗОВАНИЯ КАНАЛА В СЕТИ ТЕЛЕОБРАБОТКИ СО СВОБОДНЫМ ДОСТУПОМ К РАДИОКАНАЛУ

Очень быстрое развитие обмена информации в сетях ЭВМ стало причиной большого интереса к методам доступа пакетов к широкополосному радиоканалу. В течение последних лет были исследованы многие алгоритмы доступа. Качество сети телеобработки характеризуется типичным коэффициентом загрузки радиоканала. В статье обсудили алгоритмы случайного доступа и их модификации. Применяя эти алгоритмы, анализировали возможности улучшения использования радиоканала. Приведены тоже некоторые результаты, касающиеся изменений загрузки радиоканала для обсуждаемых алгоритмов.

komutacja hybrydowa,
pakiety informacji komputerowych,
segmenty dźwięków mowy,
integracja

Ireneusz Żmizdiński *

ANALIZA METODY KOMUTACJI HYBRYDOWEJ W SIECI ZINTEGROWANEJ

W pracy przedstawiono model węzła sieci telekomunikacyjnej, w ramach którego realizowana jest metoda komutacji hybrydowej. Dla podanego modelu przeprowadzono ocenę jakości obsługi, przy czym jako wskaźnik jakości przyjęto średnie opóźnienie, jakiemu podlegają przesyłane informacje przy różnych modyfikacjach tej metody. Ponadto w rozważaniach uwzględniono współczynnik wykorzystania kanału wspólnego. Na zakończenie podano wyniki obliczeń numerycznych obrazujące korzyści, które wynikają ze stosowania tej metody.

1. WSTĘP

Osiągnięcie dużego stopnia wykorzystania sieci telekomunikacyjnej jest możliwe dzięki bardziej efektywnemu użytkowaniu istniejących w każdej sieci zasobów, które dzięki specyficznym właściwościom przesyłanych przez nią strumieni informacji były do niedawna w pewnym stopniu marnotrawione. Biorąc pod uwagę klasyczną sieć telefoniczną możemy założyć, że z uwagi na stosowaną w niej metodę komutacji, jaką z reguły jest metoda komutacji kanałów, istnieje w niej pewien zbiór podkanałów, które z uwagi na rodzaj obsługi (ze stratami) pozostają niewykorzystane. Z natury strumienia telefonicznego wynika, że próba ograniczenia liczby niewykorzystanych podkanałów wiąże się z pogorszeniem jakości jego obsługi, czego miarą z reguły jest wskaźnik strat. W sieciach komputerowych również konieczny jest kompromis między stopniem wykorzystania podkanałów a jakością obsługi, wyrażoną na ogół w tym przypadku przez średnie opóźnienie przesyłania informacji komputerowych.

W konwencjonalnych sieciach telekomunikacyjnych istnieje wyraźny podział na sieci ukierunkowane na obsługę każdej z kategorii strumienia informacji. Z reguły w sieciach komputerowych stosowana jest metoda komutacji informacji, której szczególną odmianą jest komutacja pakietów. Badania nad usprawnieniem przesyłania informacji telefonicznych i komputerowych przez sieć inspirowane są dążeniem do wykorzysta-

* Akademia Techniczno-Rolnicza w Bydgoszczy, Wydział Telekomunikacji i Elektrotechniki

nia odmiennych metod komutacji w tej samej sieci telekomunikacyjnej. Stosowanie różnych metod komutacji w węzłach sieci znane jest pod pojęciem komutacji hybrydowej (KH). W związku z tym integracja obsługi obu kategorii wspomnianych wyżej strumieni informacji w ramach tego samego węzła ma na celu łączenie zalet metod komutacji, jakie pozwalają na sprawne przesyłanie każdego z rozważanych strumieni informacji. Ponadto tworzenie sieci zintegrowanej, w której węzłach realizowana jest metoda KH ma na względzie poprawę efektywności wykorzystania przepustowości kanału wspólnego, dzięki wykorzystaniu istniejących w niej rezerw, jakie wynikają z obsługi obu strumieni informacji. Ze sposobami wykorzystania przepustowości kanału wspólnego związane są różne modyfikacje metody KH, uzależnione od stopnia wymieszania obu strumieni. Stopień ten jest kwestią wyboru uzależnionego przede wszystkim od względów jakościowych i ekonomicznych.

2. ISTOTA METODY HYBRYDOWEJ

Zaproponowaną w pracy [2] metodę KH w niniejszym opracowaniu rozważymy w trzech odmianach, a mianowicie:

- a) KH_d , która polega na deterministycznym podziale przepustowości kanału wspólnego C na dwa rozłączne zbiory podkanałów, które służą do wyłącznej obsługi każdej kategorii strumienia informacji. Przyjmijmy, że przepustowości poszczególnych podkanałów C_1 są sobie równe. Podział przepustowości kanału wspólnego jest zależny od liczby podkanałów obsługi, przy czym S jest liczbą podkanałów oddanych do dyspozycji użytkowników telefonicznych, a N odpowiednio, użytkowników teleinformatycznych, z tym, że przepustowość równą NC_1 będziemy traktować jako całość przeznaczoną dla podsystemu obsługi strumienia informacji komputerowych,
- b) KH_r polegającą na randomizowanym podziale przepustowości C , przy czym położenie granicy podziału zależy od liczby zajętych połączeniami telefonicznymi podkanałów ze zbioru $\langle 0, S \rangle$. Dla obsługi strumienia informacji komputerowych pozostaje średnio rzecz biorąc przepustowość równa $C - ES_v C_1$, gdzie S_v jest dyskretną zmienną losową reprezentującą liczbę zajętych podkanałów obsługi strumienia telefonicznego,
- c) KH_R , która podobnie jak b) dotyczy zmiennego podziału przepustowości C , jednak w tym przypadku zależy od liczby podkanałów, w których przesyłany jest strumień dźwięków mowy. Rozważymy tu fakt istnienia przerw w trakcie każdej rozmowy telefonicznej, jakie wynikają z konwersacyjnego trybu wymiany informacji w czasie trwania połączenia

telefonicznego oraz naturalnych przerw związanych z procesem generowania strumienia mowy przez człowieka [3]. Z tego względu model pracy końcówki telefonicznej będziemy traktować jako stacjonarny proces odnowy [1], jaki wynika z przemienności stanów pojawiania się i zaniku sygnału mowy w podkanale, w którym realizowana jest obsługa połączenia telefonicznego. Oznaczając przez S_m dyskretną zmienną losową opisującą liczbę końcówek telefonicznych generujących segmenty mowy, możemy wyznaczyć przepustowość, która może być oddana do obsługi strumienia informacji komputerowych. Jest ona równa $C - (ES_m)C_1$.

3. ZAŁOŻENIA DO MODELU ZINTEGROWANEGO SYSTEMU OBSŁUGI

Dokonując oceny wprowadzonych wskaźników zależy nam na tym, by z jednej strony model węzła możliwie wiernie odzwierciedlał jego własności, a z drugiej, by prowadził do wyników w możliwie prostej i zwartej postaci. Dla potrzeb tak rozumianej analizy przyjmujemy ogólne założenia dotyczące strumieni wprowadzanych do węzła:

- liczba źródeł strumienia telefonicznego jest skończona i wynosi R ,
- strumień zgłoszeń jest prostym strumieniem Poissona o średnich intensywnościach zgłoszeń telefonicznych λ_v oraz pakietów informacji komputerowych λ_k ,
- wskaźnikiem jakości obsługi strumienia telefonicznego jest prawdopodobieństwo wystąpienia strat P_B ,
- liczba podkanałów obsługi S spełnia warunek $R > S$,
- napływające pakiety informacji komputerowych reprezentują wiadomości jednopakietowe o stałej długości μ_k .

Traktując węzeł jako system obsługi, przyjmować będziemy, że obsługa pojawiającego się zgłoszenia polega na przydzieleniu jemu podkanału na czas trwania sygnału przenoszącego informację. Pomijamy przy tym czas, jaki związany jest z realizacją dostępu, zakładając, że jest bardzo krótki. W związku z tym, zgodnie z przyjętą regułą dostępu, jaką wykorzystamy przy obsłudze każdego strumienia informacji, przyjmujemy ze spół założenia dotyczących tej reguły:

- podkanały są niezawodne, nie wnoszą zakłóceń do przesyłanej informacji, a czas propagacji przenoszących je sygnałów jest pomijalnie mały,
- każdemu źródłu informacji rozpoczynającemu cykl aktywności przydzielony jest jeden z podkanałów zaliczanych do grupy podkanałów wolnych,
- podkanał zaliczamy do grupy podkanałów wolnych z chwilą, gdy wykorzystujące go źródło kończy cykl aktywności,
- cyklami aktywności w przypadku obsługi strumienia telefonicznego są bloki, jakie dotyczą dwóch poziomów porównałości tego strumienia (zgło-

- szenia telefoniczne i segmenty mowy), przy czym uwzględniać je będziemy w zależności od rozważanej modyfikacji metody KH,
- w ramach podkanałów ze zbioru $\langle O, S \rangle$ obsługa strumienia telefonicznego odbywa się z priorytetem,
 - obsługa pakietów informacji komputerowych odbywa się z buforowaniem, a pojemność bufora jest nieograniczona,
 - przy realizacji dostępu do dowolnego podkanału obowiązuje reguła pełnego dostępu, co oznacza, że nie może wystąpić sytuacja, w której wolny podkanał nie mógłby być oddany do obsługi aktywizującej się końcówki.

4. OCENA JAKOŚCI METODY KH

Mówiąc o jakości metody KH mamy na uwadze rozważane wskaźniki jakości oraz stopień wykorzystania przepustowości kanału wspólnego. W celu podania zależności umożliwiających obliczenie ich wartości dla poszczególnych modyfikacji metody KH wprowadzimy oznaczenia następujących współczynników:

- S_v - wykorzystania podkanałów $\langle O, S \rangle$ związanych ze zgłoszeniami,
- S_m - wykorzystania podkanałów $\langle O, S \rangle$ związanych z segmentami,
- P_{hd}, P_{hr}, P_{nr} - wykorzystania podkanału obsługi informacji komputerowych,
- u_d, u_r, u_n - podziału przepustowości pomiędzy podsystemy obsługi,
- S_{Ed}, S_{Er}, S_{En} - globalnego wykorzystania przepustowości C,
- E_{Kd}, E_{Kr}, E_{Kn} - średniej liczby oczekujących w buforze pakietów.

Jako pierwsze przy ocenie jakości metody KH rozważymy współczynniki globalnego wykorzystania przepustowości kanału wspólnego, przy czym korzystając z pracy [4] podamy zależności ostateczne. Porównanie przeprowadzimy przyjmując, że każda z modyfikacji nie prowadzi do pogorszenia średniego opóźnienia przesyłania informacji komputerowych. W związku z tym obliczeń dokonamy w oparciu o zależności

$$S_{Ed} = \frac{S P_{hd} P_m + N P_{hd}}{S + N} \quad (1)$$

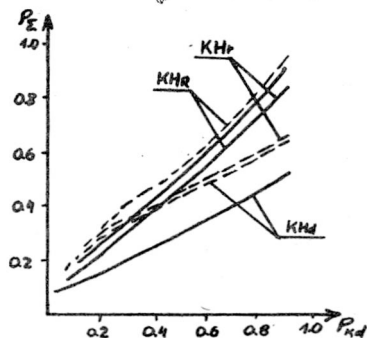
$$S_{Er} = \frac{E(\frac{S}{S+N}) P_m + \left(\frac{P_{hd}(1-S\frac{S_v}{C})}{\sum_{i=0}^s \binom{R}{i} a_v^i} \sum_{i=0}^s \frac{\binom{R}{i} a_v^i}{1-i\frac{S_v}{C}} \right) / (N+S-E(\frac{S}{S+N}))}{N+S} \quad (2)$$

$$S_{En} = \frac{E_{Kn} + \left(\frac{P_{hd}(1+S\frac{E}{C})}{\sum_{i=0}^s \binom{R}{i} a_v^i} \sum_{i=0}^s \binom{R}{i} \left(\frac{\alpha a_v}{\alpha + \beta} \right)^i \sum_{j=0}^i \frac{\binom{i}{j} (\frac{\beta}{\alpha})^j}{1-j\frac{S_v}{C}} \right) / (N+S-E(\frac{S}{S+N}))}{N+S} \quad (3)$$

gdzie: a_v jest średnim natężeniem strumienia telefonicznego generowane-

go przez jedną końcówkę, α i β parametry segmentów mowy i przerw.

Obliczenia przeprowadzono przyjmując podstawowe wielkości, jakie opisują obie kategorie strumienia informacji. Do oceny współczynnika globalnego wykorzystania kanału wspólnego (patrz rys.1) korzystamy z zależności (1), (2) i (3), przyjmując następujące dane: $R=73$, $S=25$, $N=25$, $C_1=64\text{kbity/s}$, $a_v=0,1; 0,9$. Liniami ciągłymi zaznaczono charakterystyki



Rys.1. Efektywność wykorzystania przepustowości kanału wspólnego

Fig.1. Hybrid switching transmission efficiencies

odpowiadające $P_B=2,2 \times 10^{-9}$ a liniami przerywanymi $P_B=0,46$.

Do oceny wpływu dodatkowej przepustowości niewykorzystanej przez obsługę strumienia telefonicznego na wskaźnik jakości obsługi strumienia informacji komputerowych, jakim jest średnie opóźnienie ich przesyłania, skorzystamy również z zależności zawartych w pracy [4], przy czym jako miarę opóźnienia rozważać będziemy tu średnią liczbę oczekujących w buforze pakietów informacji komputerowych. Dla każdej modyfikacji metody KH wyznaczać je będziemy z poniższych zależności

$$E_{K_d} = \frac{\rho_{kd} \left(1 - \frac{\rho_{kd}}{2}\right)}{1 - \rho_{kd}} \quad (4)$$

$$E_{K_r} = \frac{\rho_{kd}^2}{\rho_{kr} - \rho_{kd}^2} \left\{ 1 - \frac{\rho_{kd}^2}{2\rho_{kr}} \left[1 - u_r \left(\frac{1 - \rho_v}{\rho_v} \right) \right] \right\} \quad (5)$$

$$E_{K_R} = \frac{\rho_{kd}^2}{\rho_{KR} - \rho_{kd}^2} \left\{ 1 - \frac{\rho_{kd}^2}{2\rho_{KR}} \left[1 - u_R \left(\frac{1 - \rho_v \rho_m}{\rho_v \rho_m} \right) \right] \right\} \quad (6)$$

Przedstawione wyżej zależności zostały wyprowadzone przy warunku, że nie wprowadzamy do obsługi dodatkowego strumienia informacji komputerowych. Takie ujęcie ma na celu ocenę wpływu dodatkowej przepustowości podkanałów ze zbioru $\langle 0, S \rangle$ na średnią liczbę oczekujących pakietów. Ukazuje to rys.2, na którym pokazano charakterystyki uzyskane dla tych samych danych jak poprzednio. Dodajmy ponadto, że zależności (5) i (6) reprezentują pewną aproksymację, która pozwala na wykorzystanie znanych wyników z teorii masowej obsługi.

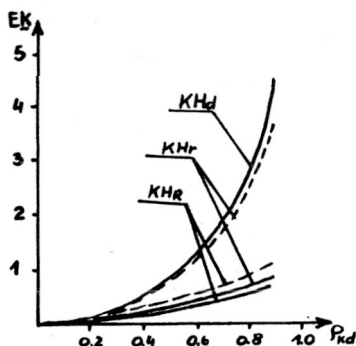


Рис.2. Средня liczba oczekujących pakietów

Fig.2. Average number of packets in queue

5. WNIOSKI

Представленные модификации метода KH позволяют на stwierdzenie, że najbardziej sprawna w ocenie przyjętych wskaźników jest metoda KH_R . Z porównania prezentowanych metod wynika, że wskaźnik P_B odgrywa istotną rolę w przypadku obsługi strumienia informacji komputerowych metodą KH_R . W świetle tych wniosków widzimy, że sprawne wykorzystanie wspólnego kanału zależy od tego, jakie potencjalne możliwości posiada węzeł i jaka jest całkowita przepustowość tego kanału.

6. LITERATURA

1. Kekre H., Saxena C.: A Two-State Markov Model of Speech in Conversation and its Application to Computer Communication Systems, Comput. & Elect. Engng., vol.4, 1977.
2. Kümmerle K.: Multiplexor Performance for Integrated Line-and-Packet-Switching Traffic, ICC '74, Stockholm, Sweden 1974.
3. Weinstein C.: Fractional Speech Loss and Talker Activity Model for Packet-Switched Speech, IEEE Trans. Commun. vol.COM-26, No 8, 1978.
4. Żmizdiński I.: Analiza wspólnego użytkowania sieci telekomunikacyjnej przez strumień informacji telefonicznych i komputerowych, Praca doktorska, w przygotowaniu.

ANALYSIS OF HYBRID SWITCHING METHODS IN COMMUNICATION NETWORK MODEL

The paper presents an analysis of a communication network model integrating the circuit- and packet-switching methods. Integration of this methods is term hybrid switching. For the model, the performance evaluating made. The average network delay and efficiency of the channel utilization is taken as criterion. The considerations are exemplified.

ОЦЕНКА ГИБРИДНОЙ КОММУТАЦИИ В МОДЕЛИ СЕТИ СВЯЗИ

Представлена модель сети связи, учитывающая интеграцию метода коммутации каналов и метода коммутации пакетов. Эта интеграция является гибридным методом коммутации. Для этого метода были указаны результаты оценки качества сети по критерию среднего опоздания во времени перехода информации через сеть и эффективности использования канала. Рассуждения иллюстрированы примером.

S p i s r z e c z y

Przedmowa	3
K. Anzelewicz, Kierunki rozwoju lokalnych sieci komputerowych	5
A. Błaszczak, Analiza znormalizowanego opóźnienia przesyłania informacji poprzez podsieć komunikacyjną	11
L. Borzowski, A. Grzech, A. Kasprzak, Architektura i usługi lokalnej sieci komputerowej NETEX	17
M. Bulandra-Toczkowska, M. Kwiatkowski, W. Maj, Lokalna sieć komputerowa HADES	23
K. Chmara, Dobór czasu oczekiwania przy retransmisjach w sieciach teleinformatycznych z komutacją pakietów,	29
J. Domagała, Opis funkcjonalny podsieci komunikacyjnej lokalnej sieci komputerowej HADES	35
I. Dubielewicz, Z. Fryźlewicz, J. Goetz, K. Kolesnik, Protokół pakietowy w międzyuczelnianej sieci komputerowej MSK	41
A. Dubielewicz, J. Ratajczak, Kolejkowy model stacji transferu zbiorów w warunkach występowania uszkodzeń	49
A. Grzech, Model kolejkowy stacji lokalnej sieci komputerowej o strukturze magistralowej z dostępem swobodnym	55
H. Gut, Zasady współpracy synchronicznych urządzeń końcowych trans- misji danych "serii V" z krajową synchroniczną komutowaną siecią teleinformatyczną SYNKOM	61
W. Hałka, Zastosowanie systemów sygnalizacji nr 7 CCITT w synchro- nicznej sieci teledacyjnej z komutacją kanałów SYNKOM	67

E. Hudyma, E. Kosmulska-Bochenek, Metodologia projektowania systemu pomiarowo-diagnostyczno- -sterującego w sieci komputerowej	71
R. Kaszuba, J. Kwiatkowski, Model usług transferu zbioru w sieci komputerowej	79
J. Konorski, Solving the problem of store-and-forward deadlocks in packet switching computer communication networks	85
K. Kosarzycki, J. Rajski, M. Stroiński, PROPER - symulator numerycznych sieci Petriego i jego i jego zastosowanie do badania protokołów	91
M. Kowalczyk, Synchronizacja współbieżnych transakcji w systemie rozpro- szonej bazy danych z wykorzystaniem blokad predykatów	97
P. Kremieniowski, Pomiary charakterystyk czasowych sieci komputerowej SKJS/2 wersja 1	103
A. Kusiuk, Modelowanie oraz analiza odbioru telegramów w węźle kompu- terowej sieci telegramowej	109
W. Lewandowski, Zamierzenia resortu łączności dotyczące rozwoju środków technicznych dla publicznej synchronicznej sieci teleda- cyjnej z komutacją kanałów	117
J. Lewoc, E. Bieleninik, T. Bicz, Analityczne i symulacyjne badania podsieci komunikacyjnej	121
W. Molisz, Strukturalny model symulacyjny sieci komputerowej	127
B. Mrugała, Optymalizacja przepustowości węzła sieci komputerowej	133
W. Oniszczyk, Sieci kolejkowe (masowej obsługi) jako modele systemów i sieci komputerowych	139

A. Pach,	Koncepcja symulatora funkcji warstwy łączy danych w wielowarstwowym modelu lokalnej sieci telekomunikacyjnej	145
Z. Papir,	Opis modelu warstwy użytkownika sieci komputerowej dla potrzeb symulacji jej usług komunikacyjnych	151
M. Piechówka,	Analiza protokołów powierzania transakcji w rozproszonych bazach danych	157
J. Rembowska,	Modelowanie dynamicznego, lokalnego sterowania przepływem informacji w sieci komputerowej	163
A. Staniszewski,	Opis modelu symulacyjnego usług komunikacyjnych poziomu transportowego w sieci komputerowej	169
J. Swiderski,	Model komputerowej sieci komunikacyjnej z punktu widzenia analizy lokalnych reguł przeciwdziałających przeciążeniom	175
M. Tomaszewski,	Wyznaczanie optymalnych topologii sieci komputerowych ..	181
J. Wnuczko,	Analiza funkcjonowania time-out'ów na modelu matematycznym protokołu HDLC sterowania teletransmisją danych cyfrowych	187
R. Wojtala,	Dostosowanie polskich systemów informacji naukowo-technicznej do bezpośredniej współpracy z siecią komputerową MSINT państw RWPG	193
J. Woźniak,	Możliwości poprawy wykorzystania kanału w radiowej sieci teleinformatycznej o niekontrolowanym dostępie	199
I. Żmizdiński,	Analiza metody komutacji hybrydowej w sieci zintegrowanej	205

C o n t e n t s

Preface	3
K. Anzelewicz, Trends in local area networks	5
A. Błaszczak, Normalized information delay analysis in communication subnetwork	11
L. Borzemski, A. Grzech, A. Kasprzak, Architecture and services in the NETEX local area network	17
M. Bulandra-Toczowska, M. Kwiatkowski, W. Maj, HADES local computer network	23
K. Chmara, Sizing the retransmission time-out interval in packet switching networks	29
J. Domagała, The description of the communication subnetwork of local area network HADES	35
I. Dubielewicz, Z. Fryźlewicz, J. Goetz, K. Kolesnik, The packet level protocol in the MSK computer network ..	41
A. Dubielewicz, J. Ratajczak, The file transfer station queuing model under faults occurrence	49
A. Grzech, Queueing model of station in bus-type computer local area network with probabilistic access method	55
H. Gut, A principles of interworking between V-series synchronous data terminal equipment and the national synchronous switching data network - SYNKOM	61
W. Hałka, Implementation of signalling system no 7 CCITT in the syn- chronous data network with circuit commutation SYNKOM ..	67



E. Hudyma, E. Kosmulska-Bochenek, The designing of the control and measurement system in the computer network	71
R. Kaszuba, J. Kwiatkowski, Model of file transfer service in computer network	79
J. Konorski, Solving the problem of store-and-forward deadlocks in packet-switching computer communication networks ...	85
K. Kosarzycki, J. Rajski, M. Stroiński, PROPER - the simulator of numerical Petri nets and his application to protocol investigation	91
M. Kowalczyk, Concurrency control in distributed database systems with use of predicate locks	97
P. Kremienowski, Measurement of time characteristics of the SKJS/2 computer network version 1	103
A. Kusiuk, Modelling and analysis of telegram reception in a telegram network node	109
W. Lewandowski, Polish P.T.T. administration's plans of development of technical medias for synchronous channel-switching public data network	117
J. Lewoc, E. Bieleninik, T. Bicz, Analytical and symulation researches of commutation subnetwork	121
W. Molisz, Structured simulation model of computer network	127
B. Mrugała, Optimization of throughput of computer network node	133
W. Oniszczyk, Queueing systems and networks as model of computer networks	139

A. Pach,	
A general outline of the simulator for the data link layer in the OSI architecture of LANs	145
Z. Papir,	
The model of the user of computer network for communications services simulation	151
M. Piechówka,	
Analysis of commit protocols in distributed database systems	157
J. Rembowska,	
A model of dynamic local flow control in computer network	163
A. Staniszewski,	
Simulation model of a transport layer communication services in a computer network	169
J. Swiderski,	
A model of computer communication network with respect to analysis of local congestion control mechanisms	175
M. Tomaszewski,	
The determination of optimal computer networks topology	181
J. Wnuczko,	
Analysis of time-outs functioning on mathematical model of HDLC protocol of numerical data teletransmission control	187
R. Wojtala,	
Adaptation of Polish systems of scientific and technolo- gical information to a direct cooperation with the MSINT computer network of COMECON countries	193
J. Woźniak,	
Possibilities in improvement of channel utilization in a packet switching radio network with uncontrolled access	199
I. Żmizdiński,	
Analysis of hybrid switching methods in communication network model	205



PRACE NAUKOWE CENTRUM OBLICZENIOWEGO
(wydane w latach 1980—1983)

- | | |
|---|-------|
| Nr 1, Studia i Materiały nr 1, <i>Zagadnienia oprogramowania systemów komputerowego wspomagania dydaktyki</i> , Wrocław 1980 | 20,— |
| Nr 2, Studia i Materiały nr 2, <i>Zagadnienia oprogramowania węzła pod-sieci komunikacyjnej sieci komputerowej MSK</i> , Wrocław 1983 | 180,— |
| Nr 3, Konferencje nr 1, <i>Sieci komputerowe. Usługi, protokoły, modele — część 1</i> , Wrocław 1985 | 160,— |

Cena zł 250,—

BIBLIOTEKA
Politechniki Wrocławskiej

A 4947 I/3
1986 nr 2/4

Subscription should be sent (at any time of the year) to:

„Ars Polona”

Krakowskie Przedmieście 7, 00-068 Warszawa

or OR PAN, 00-901 Warszawa, PKiN, POLAND

Bank account number: NBP, VIII OM Nr 1550-6-81574 Warszawa/Poland

Wydawnictwa Politechniki Wrocławskiej

ma stale na składzie Księgarnia Wr 49

Wybrzeże Wyspiańskiego 27, 50-370 Wrocław

oraz Wojewódzka Księgarnia Techniczna

ul. Świdnicka 8, 50-067 Wrocław

ISSN 0860-1615