STUDIA INFORMATICA 2001
Volume 22 Number 3 (45)

Emil MICHTA
Politechnika Zielonogórska, Instytut Metrologii Elektrycznej

PLANOWANIE OBCIĄŻENIA SIECI PROFIBUS Z WYSTĘPOWANIEM OGRANICZEŃ CZASOWYCH

Streszczenie. Podstawowym parametrem konfiguracyjnym w sieci Profibus jest czas obiegu znacznika. W artykule przedstawiono wyniki analiz wpływu sposobu obsługi zadań o niskim priorytecie na czas obiegu znacznika w sieci Profibus-DP, w której występują ograniczenia czasowe. Przedstawiono zależności określające minimalną wartość czasu obiegu znacznika gwarantującą dotrzymanie ograniczeń czasowych w danym systemie pomiarowo–sterującym.

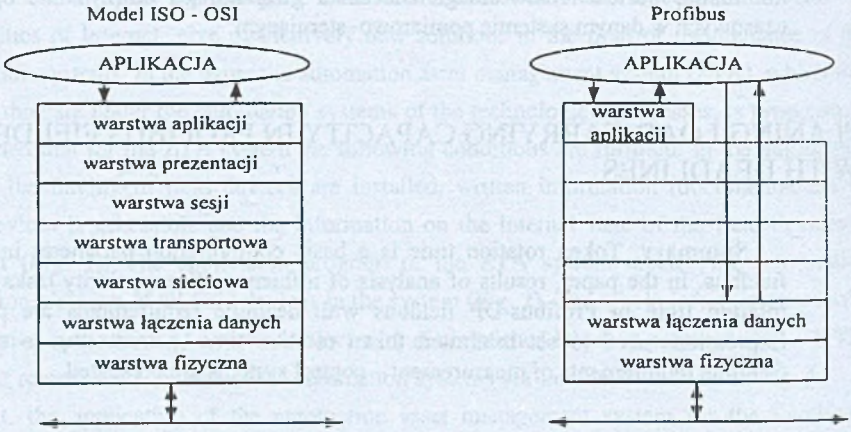
PLANING LOAD-CARRYING CAPACITY IN PROFIBUS FIELDBUS WITH DEADLINES

Summary. Token rotation time is a basic configuration parameter in Profibus fieldbus. In the paper, results of analysis of influence of low priority tasks on token rotation time in Profibus-DP fieldbus with deadline requirements are presented. Expressions used to set minimum token rotation time guaranteeing to cope with deadline requirements of measurement – control systems are presented.

1. Wprowadzenie

Pomimo tego, że sieć Profibus [3,8,9] wykorzystywana jest już od wielu lat, w dalszym ciągu trwają prace nad udoskonaleniem jej funkcjonowania. Prace te koncentrują się na wielu zagadnieniach, wśród których do najistotniejszych należą: zarządzanie, samokonfigurowanie (*Plug&Play*), wprowadzenie priorytetowych buforów we/wy, wprowadzenie komunikacji *peer-to-peer* pomiędzy urządzeniami pasywnymi. W artykule skupiono się na zagadnieniach związanych z wpływem zadań o niskim priorytecie na dotrzymanie ograniczeń czasowych w sieci Profibus.

Profibus jest siecią magistralową o współdzielonym medium i hybrydowej metodzie dostępu do nośnika obejmującej przekazywanie znacznika (ang. *Token – Passing*) i *Master – Slave* [8,9]. Z hybrydowej metody dostępu do nośnika mogą korzystać jedynie węzły aktywne, do których należy inicjatywa komunikacyjna w wymianie informacji z pozostałymi węzłami aktywnymi lub węzłami pasywnymi. Węzły pasywne są urządzeniami nie mogącymi inicjować cykli komunikacyjnych. Czas trwania cyklu w sieci Profibus zależy od wielu czynników, wśród których do podstawowych należy zaliczyć oczekiwanie na dostęp do magistrali, czas transmisji ramki oraz czas przejścia ramki przez stos protokołowy. Czas oczekiwania na dostęp do magistrali zależy od rozwiązania metody dostępu do nośnika, natomiast czas transmisji zależy od długości ramki i prędkości transmisji. Czas przygotowania ramki do wysłania jest zależny od sposobu rozwiązania stosu protokołowego, który odnoszony jest do modelu referencyjnego ISO-OSI. Na rys. 1 przedstawiono modele komunikacyjne sieci Profibus odniesione do modelu ISO-OSI. Sieć Profibus dostępna jest w trzech odmianach DP, PA i FMS, z których jedynie w odmianie FMS występuje warstwa aplikacji.



Rys. 1. Modele komunikacyjne sieci Profibus i ISO-OSI
Fig. 1. The Profibus and ISO-OSI communication models

Podobnie jak w większości protokołów komunikacyjnych stosowanych w sieciach przemysłowych, w sieci Profibus dostępne są w sposób jawny funkcje trzech warstw komunikacyjnych: warstwa fizyczna, warstwa łączenia danych i warstwa aplikacji. Obligatoryjne jest występowanie w węzłach sieci Profibus dwóch najniższych warstw. Podstawową funkcją realizowaną w warstwie drugiej jest metoda dostępu do nośnika decydująca o wysyłaniu i odbieraniu ramek do/z magistrali.

Ponadto, w warstwie drugiej kontrolowany jest czas cyklu znacznika T_{TR} i dostępne są następujące usługi komunikacyjne:

- wysyłanie danych bez potwierdzenia (SDN),
- wysyłanie danych z potwierdzeniem (SDA),
- żądanie danych w odpowiedzi (RDR),
- wysyłanie i żądanie danych (SRD),
- cykliczne żądanie danych w odpowiedzi (CRDR),
- cykliczne wysyłanie i żądanie danych (CSRD).

Rodzaj realizowanej usługi komunikacyjnej ma wpływ na długość cyklu komunikacyjnego. Prowadzone w dalszej części artykułu analizy będą miały charakter ogólny i nie będą uwzględniały w sposób jawny rodzaju realizowanego cyklu komunikacyjnego.

Cechą charakterystyczną wszystkich wymian, z wyłączeniem usługi rozgłoszeniowej SDN, jest ich bilateralny charakter polegający na natychmiastowej odpowiedzi adresowanego węzła na żądanie zawarte w danej usłudze komunikacyjnej. Zgodnie z normą DIN 19245 [8], adresowany węzeł powinien rozpocząć udzielanie odpowiedzi nie później niż T_{SYN}, tj. 33 bity po odebraniu ramki. Jest to bardzo ważna cecha protokołu, istotna w przypadku jego stosowania w systemie z wymaganiami czasu rzeczywistego. Dla maksymalnej prędkości transmisji np. w profilu Profibus-DP wynoszącej 12 Mbit/sek, adresowany węzeł powinien rozpocząć udzielanie odpowiedzi w czasie nie dłuższym niż 2.75 μs. Oznacza to konieczność stosowania do realizacji funkcji warstwy drugiej dedykowanych układów scalonych ASIC zarówno w węzłach aktywnych, jak i pasywnych. Brak odpowiedzi w wyznaczonym czasie spowoduje, że węzeł aktywny ponownie wyśle ramkę do tego samego węzła. Liczbę powtórzeń transmisji określa się podczas konfigurowania węzłów aktywnych. Przekroczenie ustalonego limitu powtórzeń generuje błąd komunikacji.

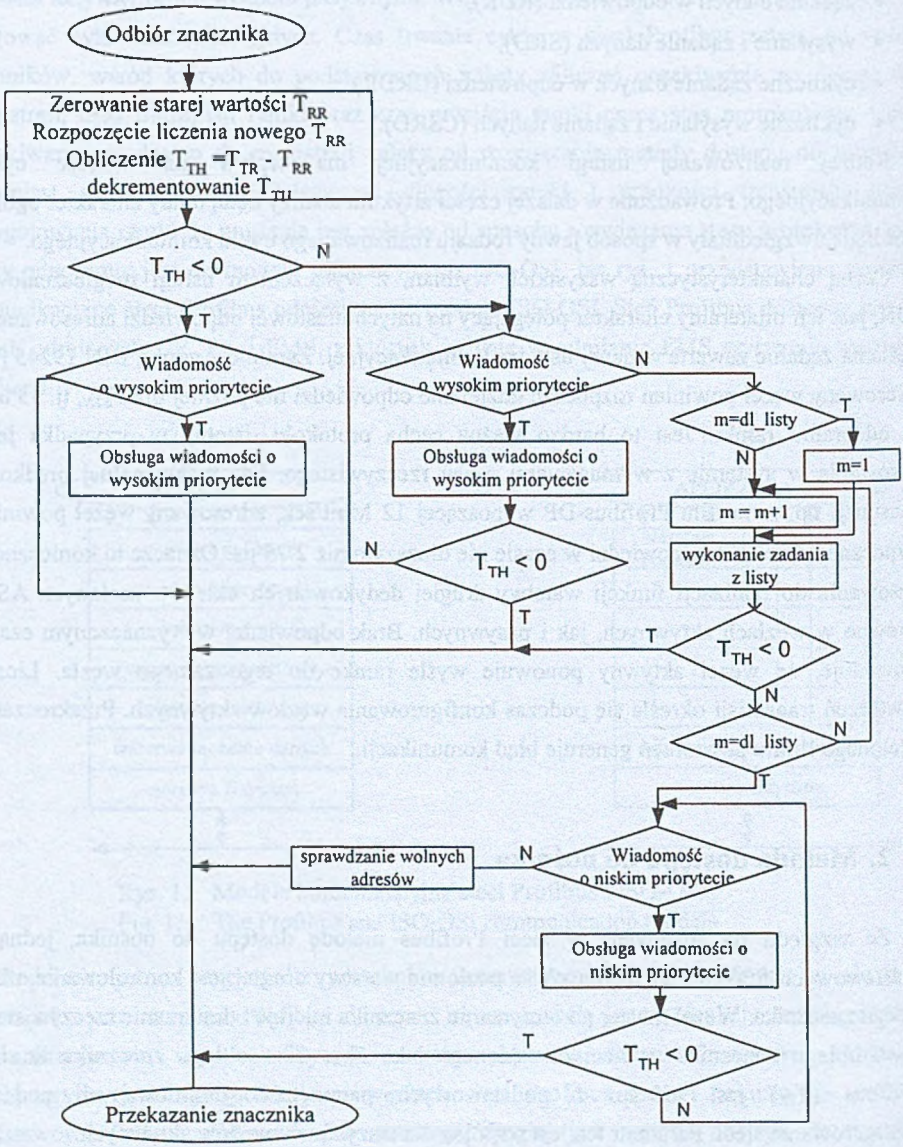
2. Metoda dostępu do nośnika

Ze względu na stosowaną w sieci Profibus metodę dostępu do nośnika, jedną z podstawowych funkcji realizowanych na poziomie warstwy drugiej jest kontrolowanie czasu obiegu znacznika. Węzeł master po otrzymaniu znacznika inicjuje odmierzanie rzeczywistego czasu obiegu znacznika w sieci oznaczonego jako T_{RR}. Czas obiegu znacznika w sieci Profibus (T_{TR}) jest jednym z podstawowych parametrów definiowanych podczas konfigurowania sieci. Parametr ten jest wspólny dla wszystkich węzłów aktywnych.

Węzeł aktywny po otrzymaniu znacznika wyznacza czas T_{TH}, przez jaki może on zatrzymać znacznik. Czas ten wyznaczany jest następująco:

$$T_{TH} = T_{TR} - T_{RR} \tag{1}$$

W rzeczywistych rozwiązaniach, na wskutek błędnych transmisji lub uszkodzeń węzłów pracujących w tym samym segmencie sieci, czas T_{TH} posiadania znacznika przez dany węzeł może być mniejszy od zera. Analizę tej sytuacji przedstawiono w dalszej części artykułu.



Rys. 2. Schemat blokowy funkcjonowania warstwy MAC
Fig. 2. The Block diagram of MAC level

W czasie kiedy stacja aktywna posiada znacznik, mogą być realizowane inicjowane przez nią cykle komunikacyjne. Podczas cykli komunikacyjnych mogą być przesyłane dwa rodzaje wiadomości: o wysokim i o niskim priorytecie. Wiadomości te oczekują na poziomie warstwy drugiej na przesłanie w dwóch niezależnych buforach tworząc klasyczne kolejki. W pierwszej kolejności obsługiwana jest kolejka, w której przechowywane są wiadomości o wyższym priorytecie. Dopiero wówczas, kiedy w kolejce z wyższym priorytetem nie ma żadnej wiadomości, mogą być obsługiwane wiadomości o niższym priorytecie.

Jeżeli wyznaczony w danym węźle aktywnym czas T_{TH} pobytu znacznika w węźle jest mniejszy od zera, to wówczas w tym węźle może zostać wykonany co najwyżej jeden cykl wysłania wiadomości o wysokim priorytecie. W danym węźle aktualna wartość czasu T_{TH} jest sprawdzana zawsze przed wykonaniem cyklu komunikacyjnego. Jeżeli podczas wykonywania cyklu komunikacyjnego wartość czasu T_{TH} będzie mniejsza od zera, to aktualnie wykonywany cykl komunikacyjny zostanie dokończony nawet jeżeli wystąpi konieczność jego powtórzenia na skutek błędów transmisji.

Poza przesyłaniem wiadomości o wysokim priorytecie, w warstwie drugiej wyróżnia się trzy rodzaje cykli komunikacyjnych do przesyłania następujących wiadomości o niskim priorytecie: lista odpytań, wiadomości niecykliczne i cykle sprawdzania pustych adresów (*gap addresses*). Cykl komunikacyjny jest wymianą informacji pomiędzy dwoma węzłami. Cykl inicjowany jest przez węzeł aktywny posiadający znacznik. W pierwszej kolejności realizowane są zadania znajdujące się na liście odpytań. Po wykonaniu wszystkich zadań z listy zadań cyklicznych, jeżeli czas T_{TH} pobytu znacznika w węźle jest większy od zera, to wykonywane są zadania niecykliczne, a dopiero na samym końcu sprawdzane są puste adresy. Jeżeli podczas pobytu znacznika w danym węźle aktywnym nie zostaną wykonane wszystkie zadania, to podczas kolejnego pozyskania znacznika węzeł wykonuje kolejne zadania z listy i zadania niecykliczne. Na rys. 2 przedstawiono w postaci schematu blokowego funkcjonowanie protokołu komunikacyjnego Profibus na poziomie warstwy dostępu do nośnika.

3. Analiza czasowa protokołu Profibus na poziomie warstwy dostępu do nośnika

Rozpatrzmy sieciowy system pomiarowo-sterujący zbudowany na podstawie magistrali Profibus. Profibus jest siecią o topologii magistralowej. Niech do segmentu magistrali podłączonych będzie n węzłów aktywnych. Segment magistrali jest najczęściej skrętką ekranowaną lub nieekranowaną o maksymalnej długości 1200 m (dla prędkości transmisji od 9600bit/sek do 93,7 kbit/sek), do której można podłączyć do 32 węzłów. Segmenty magistrali

można łączyć ze sobą liniowo z wykorzystaniem wzmacniaczy. Jeżeli segmenty łączone są wzmacniaczami, to pomiędzy dwoma dowolnymi węzłami podłączonymi do sieci Profibus nie może być więcej niż cztery segmenty. Podczas pracy stacje aktywne uzyskują uprawnienia w dostępie do magistrali po otrzymaniu ramki znacznika. Ramka ta przekazywana jest pomiędzy kolejnymi stacjami aktywnymi tworząc logiczny pierścień, w którym znajdują się stacje aktywne. Stacja aktywna po otrzymaniu ramki znacznika rozpoczyna realizację cykli wymiany komunikatów zgodnie z algorytmem przedstawionym na rys. 2. Zbiór komunikatów można potraktować jako zbiór zadań do wykonania.

W sieci Profibus nie występuje mechanizm synchronicznego przydziału pasma komunikacyjnego dla poszczególnych węzłów [7,10,11]. Oznacza to, że z wielu powodów, np. z powodu konieczności powtórzenia transmisji, czas posiadania znacznika T_{TH} przez *k-ty* węzeł aktywny może zostać wydłużony i kolejny *k+1* węzeł aktywny znajdujący się w pierścieniu otrzyma znacznik z opóźnieniem. Opóźnione przyjście znacznika do węzła aktywnego *k+1* oznacza skrócenie czasu posiadania znacznika, a więc mogą nie zostać wykonane wszystkie zadania o wysokim priorytecie oczekujące w kolejce. W krańcowym przypadku może okazać się, że węzeł aktywny po otrzymaniu znacznika może wykonać jedynie jedno zadanie o wysokim priorytecie. Wobec powyższego istotnym parametrem systemu zbudowanego z wykorzystaniem protokołu Profibus jest czas obiegu znacznika w sieci. Właściwy dobór tego czasu ma istotne znaczenie w przypadku występowania ograniczeń czasowych występujących w systemach czasu rzeczywistego.

Oznaczmy przez $nh^{(k)}$ liczbę zadań o wysokim priorytecie w stacji aktywnej *k*. W standardzie Profibus każde z zadań oznacza cykl wymiany informacji z inną stacją aktywną lub z węzłem pasywnym (czujnik, przetwornik, element wykonawczy itp.). Niech $j = 1,\ldots, nh^{(k)}$ oznacza ciąg zadań związanych z węzłem aktywnym *k*, który oznaczymy jako $Zh_j^{(k)}$. Ten ciąg zadań jest scharakteryzowany przez:

$$Zh_j^{(k)} = (Ch_j^{(k)}, Dh_j^{(k)}, Th_j^{(k)}), \tag{2}$$

gdzie: $Ch_j^{(k)}$ jest najdłuższym czasem wykonania *j-tego* zadania o wysokim priorytecie w węźle *k*, $Dh_j^{(k)}$ jest względnym ograniczeniem czasowym tego zadania, a $Th_j^{(k)}$ jest okresem występowania zadania.

Pozostałe zadania komunikacyjne realizowane w *k-tym* węźle, nie posiadające ograniczeń czasowych i którym nie przypisano wysokiego priorytetu, traktuje się jako zadania o niskim priorytecie. Przyjmując, że $Cl^{(k)}$ jest maksymalnym czasem niezbędnym do wykonania zadania o niskim priorytecie przez *k-ty* węzeł aktywny, a $nlp^{(k)}$ jest maksymalną liczbą zadań do wykonania w tym węźle podczas posiadania znacznika, to podobnie jak dla zadań o wysokim priorytecie, możemy zapisać:

$$Zl^{(k)} = (Cl^{(k)}, nlp^{(k)}). \tag{3}$$

Wbrew pozorom, sposób obsługi zadań o niskim priorytecie w danym węźle aktywnym może mieć duży wpływ na obsługę zadań o wysokim priorytecie w innych węzłach. Jeżeli węzeł aktywny otrzyma uprawnienia do nadawania w czasie krótszym niż czas obiegu znacznika T_{TR}, to jeżeli nie ma oczekujących zadań o wysokim priorytecie, przystąpi on do wykonywania zadań o niskim priorytecie. Zadania te mogą być wykonywane dopóty, dopóki czas $T_{TH} > 0$. W tej sytuacji kolejne węzły aktywne występujące w pierścieniu logicznym, po otrzymaniu znacznika będą mogły wykonać tylko jedno zadanie polegające na przesłaniu komunikatu o wysokim priorytecie.

W związku z powyższym podczas konfigurowania stacji aktywnych w sieci Profibus istnieje konieczność ograniczenia liczby wykonywanych zadań o niskim priorytecie w taki sposób, ażeby podczas każdej wizyty znacznika w danym węźle możliwe było wykonanie wszystkich zadań o wysokim priorytecie.

Analizę wpływu sposobu obsługi zadań o niskim priorytecie na wartość czasu obiegu znacznika w sieci Profibus przedstawiono dla dwóch następujących przypadków:

- obsługa zadań o niskim priorytecie bez ograniczeń,
- kontrolowana obsługa zadań o niskim priorytecie.

W przypadku pierwszym podczas prowadzonej analizy założono, że bez względu na obciążenie sieci zadaniami o niskim priorytecie podczas każdej wizyty znacznika w węźle aktywnym zapewniona jest transmisja co najmniej jednej wiadomości o wysokim priorytecie.

W klasycznym węźle aktywnym sieci Profibus, na poziomie warstwy MAC, zadania do wykonania kierowane są do bufora FIFO. Prowadzone są prace rozwojowe nad opracowaniem nowych układów ASIC dla węzłów aktywnych sieci Profibus, w których planuje się wdrożenie na tym poziomie komunikacyjnym mechanizmów szeregowania zadań z wykorzystaniem priorytetu.

4. Planowanie obciążenia sieci z występowaniem ograniczeń czasowych

Zgodnie z przyjętą wcześniej definicją, każde zadanie o wysokim priorytecie h_j w węźle aktywnym k posiada ograniczenie czasowe $Dh_j^{(k)}$, którego dotrzymanie warunkuje spełnienie warunków czasu rzeczywistego. Pomiędzy kolejnymi odwiedzinami znacznika w danym węźle aktywnym, do bufora wyjściowego FIFO mogą być przesłane zadania o wysokim priorytecie pochodzące z różnych źródeł. Jeżeli w buforze wyjściowym węzła aktywnego pojawi się kolejne zadanie pochodzące z tego samego źródła, to oznacza to, że dla tego zadania nie zostały dotrzymane ograniczenia czasowe.

W najbardziej niekorzystnym przypadku każdy węzeł aktywny może wykonać jedno zadanie podczas jednej wizyty znacznika, a więc jeżeli zadań tych będzie $nh^{(k)}$, to zostaną one wykonane po nh wizytach znacznika w węźle k. Spośród wszystkich możliwych kombinacji zadań, które mogą pojawić się w kolejce, krytyczna jest ta kombinacja, w której zadanie o najkrótszym ograniczeniu czasowym jest ostatnim w wyjściowym buforze FIFO.

Maksymalny czas oczekiwania zadania w węźle aktywnym k oznaczmy jako $T_W^{(k)}$, natomiast maksymalny czas obiegu znacznika oznaczmy przez T_C. Zatem maksymalny czas oczekiwania zadania w węźle aktywnym k z $nh^{(k)}$ zadaniami o wysokim priorytecie wyniesie:

$$T_W^{(k)} = nh^{(k)} * T_C . \tag{4}$$

Warunek na względne ograniczenie czasowe ma następującą postać:

$$\min_{i=1..nh^{(k)}} \left\{ Dh_i^{(k)} \right\} \geq T_W^{(k)}, \ \forall_k . \tag{5}$$

Spełnienie tego warunku we wszystkich węzłach aktywnych gwarantuje dotrzymanie warunków czasu rzeczywistego. Uwzględniając (4) i (5) otrzymujemy:

$$\min_{i=1..nh^{(k)}} \left\{ Dh_i^{(k)} \right\} \geq nh^{(k)} * T_C, \ \forall_k . \tag{6}$$

Czas cyklu T_C może być zdefiniowany jako:

$$T_C = T_{TR} + T_d \ , \tag{7}$$

gdzie: T_d jest maksymalnym opóźnieniem znacznika spowodowanym przekroczeniem przez węzły aktywne czasu posiadania znacznika $T_{TH}^{(k)}$.

Wartość maksymalnego czasu opóźnienia znacznika jest wyznaczana z następującej zależności:

$$T_d = \sum_{k=1}^{n} C_M^{(k)} , \tag{8}$$

gdzie: $C_M^{(k)}$ oznacza czas trwania najdłuższego zadania w *k-tym* węźle aktywnym, co można zapisać następująco:

$$C_M^{(k)} = \max \left\{ \max_{i=1..nh^{(k)}} \left\{ Ch_i^{(k)} \right\}, Cl^{(k)} \right\} . \tag{9}$$

Po uwzględnieniu powyższych zależności, nierówność (6) przyjmie postać:

$$\min_{i=1..nh^{(k)}} \left\{ Dh_i^{(k)} \right\} \geq nh^{(k)} * \left(T_{TR} + T_d \right), \ \forall_k . \tag{10}$$

Z zależności (10) można wyznaczyć górną wartość czasu obiegu znacznika T_{TR} w projektowanym systemie gwarantującą dotrzymanie ograniczeń czasowych:

$$T_{TR} \leq \min_{k}\left\{\frac{\min\limits_{i=1..nh^{(k)}}\left\{Dh_i^{(k)}\right\}}{nh^{(k)}} - T_d\right\}. \tag{11}$$

Ujemna wartość czasu obiegu znacznika oznacza, że w projektowanym systemie mogą wystąpić sytuacje, w których ograniczenia czasowe nałożone na zadania o wysokim priorytecie nie zostaną dotrzymane. Wraz ze wzrostem liczby zadań o wysokim priorytecie oraz skracaniem ograniczeń czasowych maleje wartość górnej granicy czasu obiegu znacznika.

5. Czas obiegu znacznika w systemie z ograniczoną obsługą zadań o niskim priorytecie

W systemie komunikacyjnym wykorzystującym na poziomie warstwy łączenia danych w buforze wyjściowym kolejkę FIFO z nieograniczoną obsługą zadań o niskim priorytecie mogą wystąpić problemy z dotrzymaniem ograniczeń czasowych dla zadań o wysokim priorytecie [2,5,6].

Wprowadzając ograniczenia dotyczące realizacji zadań o niskim priorytecie, podczas pozyskania znacznika każdy z k węzłów aktywnych będzie miał możliwość przesłania wszystkich oczekujących w kolejce wiadomości o wysokim priorytecie. W takim przypadku ograniczenia czasowe dla zadań o wysokim priorytecie występujących w węźle k, zdefiniowane poprzednio nierównością (6) mają obecnie następującą postać:

$$\min_{i=1..nh^{(k)}}\left\{Dh_i^{(k)}\right\} \geq T_C, \quad \forall_k. \tag{12}$$

Czas cyklu T_C, stanowiący górną granicę rzeczywistego czasu obiegu znacznika T_{RR} dla rozważanego przypadku może być wyznaczony z następującej nierówności:

$$T_C \leq \sum_{k=1}^{n}\sum_{i=1}^{nh^{(k)}} Ch_i^{(k)} + \sum_{k=1}^{n}\left(nlp^{(k)} * Cl^{(k)}\right) + T_{Token}, \tag{13}$$

gdzie: $(nlp^{(k)} * Cl^{(k)})$ - oznacza czas niezbędny do wykonania maksymalnej liczby zadań o niskim priorytecie, podczas jednego pobytu znacznika w *k-tym* węźle aktywnym, T_{Token} - oznacza opóźnienie wynikające z przesyłania trzybajtowego znacznika w logicznym pierścieniu.

Po uwzględnieniu zależności (13) wyrażenie (12) na ograniczenia czasowe dla zadań o wysokim priorytecie przyjmie postać:

$$\min_{i=1..nh^{(k)}}\left\{Dh_i^{(k)}\right\} \geq \sum_{k=1}^{n}\sum_{i=1}^{nh^{(k)}} Ch_i^{(k)} + \sum_{k=1}^{n}\left(nlp^{(k)} * Cl^{(k)}\right) + T_{Token} \tag{14}$$

Jeżeli dotrzymane zostaną ograniczenia czasowe dla zadań o wysokim priorytecie w każdym węźle aktywnym, to w tak zaprojektowanym systemie dotrzymane zostaną warunki czasu rzeczywistego. Zależność (14) określa warunek wystarczający dotrzymania ograniczeń czasowych.

Ustalany dla całego systemu czas obiegu znacznika T_{TR} powinien spełniać następującą nierówność:

$$T_{TR} \geq T_C + \max_{k=1..n}\left\{\sum_{i=1}^{nh^{(k)}} Ch_i^{(k)}\right\}. \tag{15}$$

Uwzględniając zależność (13) uzyskujemy ostateczną postać wyrażenia na minimalną wartość czasu obiegu znacznika gwarantującą wykonanie wszystkich zadań o wysokim priorytecie w poszczególnych węzłach aktywnych podczas jednego pobytu znacznika.

$$T_{TR} \geq \sum_{k=1}^{n}\sum_{i=1}^{nh^{(k)}} Ch_i^{(k)} + \sum_{k=1}^{n}\left(nlp^{(k)} * Cl^{(k)}\right) + T_{Token} + \max_{k=1..n}\left\{\sum_{i=1}^{nh^{(k)}} Ch_i^{(k)}\right\}. \tag{16}$$

Jeżeli w każdym z węzłów aktywnych wystąpi co najwyżej jedno zadanie o wysokim priorytecie, to wyrażenie (16) może zostać uproszczone i minimalna wartość czasu obiegu znacznika wyznaczana jest wówczas z następującej zależności:

$$T_{TR} \geq \sum_{k=1}^{n}\left[Ch^{(k)} + \left(nlp^{(k)} * Cl^{(k)}\right)\right] + T_{Token} + \max_{k=1..n}\left\{Ch^{(k)}\right\}, \tag{17}$$

Porównanie otrzymanych zależności na wyznaczenie minimalnej wartości czasu obiegu znacznika dla analizowanych w pracy przypadków (zależności (11) i (17)) wskazuje, że minimalny czas obiegu znacznika T_{TR} w systemach z ograniczeniem przetwarzania zadań o niskim priorytecie jest znacznie dłuższy niż w systemach bez ograniczania przetwarzania zadań o niskim priorytecie. Wynika to z tego, że w systemach z ograniczeniem przetwarzania zadań o niskim priorytecie podczas pobytu znacznika wykonywane są wszystkie zadania o wysokim priorytecie i część zadań o niskim priorytecie. Wartości minimalnych czasów obiegu znacznika są zbliżone w obu rozpatrywanych przypadkach, jeżeli liczba zadań z wysokim priorytetem nie przekracza jednego zadania na węzeł aktywny.

Ze względu na krótszy czas obiegu znacznika w systemach bez ograniczania zadań o niskim priorytecie, rozwiązanie to nadaje się do wykorzystania w systemach, w których występują krótkie względne ograniczenia czasowe.

Z przeprowadzonych analiz wynika, że w systemach, które pracują z ograniczeniem wykonywania zadań o niskim priorytecie, czas przeznaczony na realizację tych zadań jest

większy niż w systemach, w których wykonywanie zadań o niskim priorytecie nie jest ograniczone. Zatem systemy takie powinny być stosowane, jeżeli wymagana jest określona przepustowość dla zadań o niskim priorytecie.

W dotychczas przeprowadzonych analizach uwzględniane były zadania wynikające z realizowanej przez użytkownika aplikacji. Podczas funkcjonowania systemu, w tle wykonywane są również inne zadania wynikające z potrzeb protokołów warstw wyższych. W standardzie Profibus w sposób jawny występuje warstwa aplikacji. W warstwie tej, w każdym węźle aktywnym utrzymywana jest tablica LAS (ang. *List of Active Stations*), w której przechowywany jest status warstwy łączenia danych wszystkich węzłów, zarówno aktywnych jak i pasywnych, pracujących w systemie. W najgorszym przypadku każdy węzeł aktywny podczas każdego pobytu znacznika może żądać sprawdzenia aktualnego statusu wszystkich węzłów, co oznacza wydłużenie cyklu T_C wyznaczanego z następującej zależności:

$$T_C \le \sum_{k=1}^{n} \sum_{i=1}^{nh^{(k)}} Ch_i^{(k)} + \sum_{k=1}^{n} \left(nlp^{(k)} * Cl^{(k)} \right) + T_{Token} + \left(n * \sum_{k=1}^{n+s} C_{LAS} \right), \tag{18}$$

gdzie: C_{LAS} oznacza czas trwania zadania o niskim priorytecie realizującego odczyt statusu a $n+s$ jest liczbą węzłów aktywnych i pasywnych.

W rzeczywistych systemach rzadko zdarza się, ażeby były wykorzystane wszystkie adresy zadeklarowane w pliku konfiguracyjnym GSD, przeznaczone na węzły aktywne. Podczas funkcjonowania systemu mogą wystąpić sytuacje włączania nowych lub wyłączania funkcjonujących węzłów aktywnych, które wymagają aktualizacji tablicy aktywnych węzłów pracujących w logicznym pierścieniu. Zgodnie ze standardem Profibus, aktualizacja taka powinna być realizowana w sposób automatyczny podczas normalnego funkcjonowania sieci. Zatem w prowadzonych analizach należy uwzględnić czas potrzebny na sprawdzanie wolnych adresów przeznaczonych na węzły aktywne.

Zgodnie z algorytmem pracy warstwy MAC, w protokole Profibus obsługiwane mogą być zadania niecykliczne, które umieszczone zostają w liście odpytywań (ang. *Poll List*). Zadania umieszczone na tej liście należą do zadań o niskim priorytecie i powinny zostać uwzględnione w prowadzonych analizach.

Uwzględniając powyższe, ostateczna postać wyrażenia (18) na maksymalną wartość czasu cyklu będzie następująca:

$$T_C \le \sum_{k=1}^{n} \sum_{i=1}^{nh^{(k)}} Ch_i^{(k)} + \sum_{k=1}^{n} \left(nlp^{(k)} * Cl^{(k)} \right) + T_{Token} + \left(n * \sum_{k=1}^{n+s} C_{LAS} \right) + n * C_G + \sum_{k=1}^{n} C_{PL}^{(k)}, \tag{19}$$

gdzie: C_G jest czasem wykonania zadania związanego ze sprawdzaniem wolnych adresów przeznaczonych dla węzłów aktywnych, a $C_{PL}^{(k)}$ jest czasem wykonania zadań z listy odpytań w *k-tym* węźle aktywnym.

Przedstawione w tym punkcie zależności mogą zostać wykorzystane do planowania sieciowego systemu pomiarowo-sterującego wykorzystującego protokół komunikacyjny Profibus, w którym wykonywane zadania o wysokim priorytecie posiadają względne ograniczenia czasowe. Dotrzymanie ograniczeń czasowych warunkuje spełnienie wymogów czasu rzeczywistego.

6. Planowanie obciążenia sieci bez ograniczeń czasowych

W systemach nie zawsze występują sytuacje wymagające spełnienia warunków czasu rzeczywistego. W takim przypadku zagadnienie planowania obciążenia sieci i wyznaczanie jej parametrów znacznie się upraszcza, ponieważ mniej istotna staje się dynamika zachowania sieci i mniej istotne są skutki niedotrzymania zależności czasowych. Systemy budowane na potrzeby sterowania lub nadzorowania obiektów wolnozmiennych, systemów wizualizacji, systemów ekspertowych są systemami o małej dynamice, zatem ich projektowanie w dużej mierze jest ograniczone do wyboru architektury sieci (topologia, protokół komunikacyjny, nośnik) i określenia parametrów komunikacyjnych (prędkość transmisji, czas obiegu znacznika, przydzielenie priorytetu itp.) [1,4,5,6].

W sieci Profibus, przy planowaniu statycznym, czas obiegu znacznika wyznaczający cykl pracy sieci zależy od liczby węzłów aktywnych i liczby wykonywanych w nich zadań o wysokim i niskim priorytecie i od szacowanej liczby powtórzeń.

W celu wyznaczenia minimalnego czasu obiegu znacznika T_{TR} przyjmijmy następujące oznaczenia:

n – liczba węzłów aktywnych,

nlp – liczba zadań niepriorytetowych wykonywana w jednym cyklu obiegu znacznika,

T_{Token} – czas przekazywania znacznika pomiędzy węzłami,

Ch – maksymalny czas trwania zadania priorytetowego,

Clp – maksymalny czas trwania zadania nie priorytetowego.

Wyrażenie na wyznaczenie minimalnej długości cyklu obiegu znacznika ma następującą postać:

$$T_{TR} = n * (\tau + Ch) + nlp * Clp \tag{20}$$

Czas przekazywania trzybajtowego znacznika oraz czasy wykonania zadania priorytetowego oraz zadań, którym nie przydzielono priorytetu, zależą od prędkości transmisji, rodzaju stosowanych ramek komunikacyjnych (ramki o stałej lub zmiennej długości pola danych) i od długości przesyłanych informacji.

7. Podsumowanie

W artykule przedstawiono wyniki analiz wpływu sposobu obsługi zadań o niskim priorytecie na planowanie obciążenia w sieci Profibus-DP, w której występują ograniczenia czasowe. Wykazano, że minimalny czas obiegu znacznika T_{TR} w systemach z ograniczeniem przetwarzania zadań o niskim priorytecie jest znacznie dłuższy niż w systemach bez ograniczania przetwarzania zadań o niskim priorytecie. Ponadto w systemach, które pracują z ograniczeniem wykonywania zadań o niskim priorytecie, czas przeznaczony na ich realizację jest większy niż w systemach, w których wykonywanie zadań o niskim priorytecie nie jest ograniczone. Zatem systemy takie powinny być stosowane, jeżeli wymagana jest określona przepustowość dla zadań o niskim priorytecie.

Istotną przeszkodą w osiągnięciu lepszych parametrów czasowych w systemie Profibus jest brak zdolności do szeregowania zadań komunikacyjnych znajdujących się w buforach we/wy typu FIFO.

LITERATURA

1. Boroń W.: Charakterystyka zdecentralizowanych systemów sterowania. Pomiary Automatyka Kontrola, 6/1998, s. 203-206.
2. Burns A.: Scheduling Hard Real-Time Systems. Software Engineering Jurnal, Special Issue on Real-Time Systems, May 1991, s. 116-128.
3. EN 50 170. General Purpose Field Communication System. CENELEC, 1996.
4. Jordan J. R.: Serial Networked Field Instrumentation. Wiley Series in Measurement Science and Technology. 1995.
5. Kwiecień A.: Analiza przepływu informacji w komputerowych sieciach przemysłowych. Wydawnictwo Pracowni Komputerowej Jacka Skalmierskiego. Gliwice 2000.
6. Michta E.: Modele komunikacyjne sieciowego systemu pomiarowo–sterującego. Monografia 99. Zielona Góra 2000.
7. Michta E., Markowski A.: Analiza dotrzymania warunków czasu rzeczywistego w rozproszonych systemach pomiarowo–kontrolnych. III Konferencja Systemy Pomiarowe w Badaniach Naukowych i w Przemyśle. Zielona Góra 2000, s. 159-168.
8. PROFIBUS DIN 19245 Teil 1,2,3,4 (Norm). PNO,Wesseling, BRD 1995.
9. Sacha K.: Sieci miejscowe PROFIBUS. MIKOM, Warszawa 1998.
10. Tovar E., Vasques F.: Guaranteeing Real-Time Message Deadlines in PROFIBUS Networks. Proceeidings of the 10th Euromicro Workshop on Real-Time Systems, s. 79-86.

11. Werewka J., Żaba S.: Projektowanie struktur sieci magistral miejscowych dla rozproszonych systemów sterowania. Kwartalnik Elektroniki i Telekomunikacji z.1, Warszawa 1999, s. 51-72.

Recenzent: Dr inż. Wojciech Mielczarek

Wpłynęło do Redakcji 31 marca 2001 r.

Abstract

In the paper, results of analysis of influence of low priority tasks on token rotation time in Profibus-DP fieldbus with deadline requirements are presented. At the beginning short description of Profibus functionality and block diagram of Media Access Control (fig. 2) are outlined. Than two cases of influence of low priority tasks on token rotation time are analysed: Profibus network with limited low priority tasks traffic and Profibus network without limited low priority tasks traffic. It was proofed (equation (11) and (18)) that minimum token rotation time T_{TR} in network without limited low priority tasks traffic is longer than in networks with limited low priority tasks traffic. Moreover, in system with limited low priority tasks traffic, tasks execution time is longer than in systems without limited low priority tasks traffic. It means, that in systems with required low priority tasks traffic throughput, should be used profile without limited low priority tasks traffic.

Expressions used to set minimum token rotation time guaranteeing to cope with deadline requirements of measurement – control systems are presented.