

УДК 004.057.4(045)

ПОРІВНЯННЯ ПРОТОКОЛІВ ЗА ШВИДКІСТЮ ІНФОРМАЦІЙНОГО ОБМІНУ*Василенко В. С., канд. техн. наук; Дубчак О. В.*

Національний авіаційний університет

edubchak@yandex.ru

*Проведено порівняння протоколів із вирішувальним зворотнім зв'язком; ефективнішим за абсолютною швидкістю обміну інформацією визначено протокол з потоковим передаванням даних.***Ключові слова:** Протокол із вирішувальним зворотнім зв'язком, швидкість обміну інформацією, час доставки повідомлень.*The comparing of protocol with a solving feedback is conducted; the protocol with stream data transmission is defined the more effective on absolute speed of information interchange.***Key words:** Protocol with a solving feedback, speed of information interchange, time of message delivery.**Постановка проблеми**

До основних функціональних властивостей захищеності інформації в телекомунікаційних мережах, які слід враховувати при організації процесів обміну інформацією між її елементами, є цілісність та доступність відповідних інформаційних об'єктів.

З цього погляду всю різноманітність протоколів обміну можна розподілити на два типи: протоколи із забезпеченням високошвидкісного обміну без турботи щодо цілісності та доступності інформаційних об'єктів; протоколи із забезпеченням певного рівня цілісності та доступності переданих даних [1].

Протоколи першого типу використовуються, як правило, на нижніх рівнях семирівневої моделі взаємодії відкритих систем, коли задачі щодо захищеності інформаційних об'єктів покладаються на протоколи вищих рівнів.

Отже, у будь-якому випадку задачі забезпечення цілісності та доступності інформаційних об'єктів вирішуються в протоколах взаємодії того чи іншого рівня. При цьому задача забезпечення потрібного рівня доступності трансформується в задачу мінімізації часу доставки та часу затримки в доставці відповідних інформаційних об'єктів чи максимізації швидкості їх доставки.

Характерна риса найпоширеніших протоколів другого типу — забезпечення корекції можливих викривлень за рахунок використання кодів, які виявляють присутність викривлень, з наступним перезапиту викривленої інформації. Це — протоколи із вирішувальним зворотнім зв'язком такі, як, наприклад, протоколи транспортного рівня TCP.

Мета

Мета статті — визначення умов мінімізації часу доставки та часу затримки в доставці інформаційних об'єктів —

© В. С. Василенко, О. В. Дубчак, 2010 повідомлень, а отже — умов максимізації швидкості інформаційного обміну, і порівняння за цими показника-

ми деяких протоколів із застосуванням вирішувального зворотного зв'язку (ВЗЗ), таких як потоковий метод та адресний перезапиту.

Аналіз характеристик процедур обміну інформацією

Як відомо з праць [1; 2], на характеристику процедур обміну інформацією в телекомунікаційних мережах значно впливає стан каналів, показником якого є інтенсивність завад λ .

Зважаючи на суттєві ускладнення практичного визначення цього показника, автори статті акцентували увагу на спробі порівняльного аналізу процедур із ВЗЗ, враховуючи найпоширенішу характеристику стану каналів для передавання цифрової інформації, яка є функцією інтенсивності завад, — імовірність викривлення символу $P_{\text{викр}}$.

Із праці [2] відомо, що ця характеристика в точці приймання є функцією співвідношення сигнал/шум та методу модуляції сигналу — амплітудного, фазового чи частотного, застосованого в каналі.

Саме завдяки цьому визначенню ймовірності викривлення символу $P_{\text{викр}}$ — технічно простіша задача.

Для здійснення переходу між зазначеними характеристиками стану слід скористатися відомими [2] співвідношеннями.

Вони дають оцінку кількості викривлень $n_{\text{викр}}$, що припадають на одне базове кодове слово (БКС) із загальною кількістю символів n :

$$n_{\text{в}} = n P_{\text{викр}}.$$

Також з цих співвідношень можна визначити оцінку кількості викривлень $n_{\text{викр}}$, що припадають на часовий інтервал тривалістю $t_c = \frac{n}{B}$, тобто час, що необхідно витратити для передавання одного БКС:

$$n_{\text{випр}} = \lambda t_c = \lambda \frac{n}{B}.$$

Тут: n — загальна кількість символів (елементів) БКС; B — швидкість передавання елементів повідомлень (технічна швидкість передавання, символи/с). Змінна ліворуч в обох виразах — $n_{\text{випр}}$, з чого випливає рівність їх правих частин:

$$nP_{\text{випр}} = \lambda \frac{n}{B}$$

Отже, інтенсивність завад для каналу із визначеними технічною швидкістю передавання інформації B та співвідношенням сигнал/шум можна записати як $\lambda = BP_{\text{випр}}$.

Зрозуміло, що задля отримання достовірної інформації слід враховувати, у будь-якому випадку витрати часу для контролю, а в разі виявлення наявності викривлень і для поновлення порушеної цілісності інформаційних об'єктів. Ці витрати зменшують швидкість обміну інформацією, збільшуючи час затримки в доставці повідомлень. Крім технічної швидкості передавання B , тобто швидкості передавання будь-яких символів у відповідних каналах, незалежно від їх семантичного змісту та достовірності, споживача більш цікавить швидкість передавання суто інформаційних символів достовірної інформації — абсолютна швидкість інформаційного обміну, яку будемо позначати через B_a .

Припустимо, що передавання інформації здійснюється у вигляді пакетів, контроль її цілісності здійснюється після приймання даного пакету, а потік завад (і, як наслідок, викривлень) на інформаційні об'єкти — найпростіший. Тоді, з урахуванням останнього припущення, слід уважати, що кількість викривлень на інтервалі передавання повідомлення t_n підпорядковано закону Пуассона, коли ймовірність виникнення рівно k подій розраховуватиметься із виразу

$$P_k(t_{nk}) = \frac{(\lambda t_n)^k \exp(-\lambda t_n)}{k!} = \frac{(nP_{\text{випр}})^k \exp(-nP_{\text{випр}})}{k!},$$

де $t_n = \frac{n}{B}$ — часова тривалість повідомлення, λ — інтенсивність завад.

Припустимо, що кожний інформаційний блок (пакет) складається з n елементів, із яких m — власне інформаційні; $k = (n - m)$ — службові (контрольні ознаки, заголовки тощо).

Для приймання такого пакету довжиною n елементів знадобиться час $t_r = \frac{n}{B}$.

У разі виявлення помилки на передавальний бік видається сигнал перезапиту (квитанція) для

повторного передання, яке відбудеться через так званий час очікування

$$t_{i+} = 2t_p + t_n + t_k + t_q + t_{nk} + t_{ac}.$$

Тут: t_p — час поширення сигналу від передавача до приймача й у зворотному напрямку у відповідному середовищі (різноманітні типи кабелів або вільний простір), такий що $t_p = \frac{D}{V_c}$,

де D — довжина лінії зв'язку; V_c — швидкість передавання сигналу у відповідному середовищі розповсюдження; t_n — час, необхідний для

передавання інформаційного пакету; $t_n = \frac{n}{B}$; t_k — час формування і видачі квитанції; t_q — час пошуку наявності викривлення (декодування) отриманого пакету; t_{nk} — час, необхідний для приймання квитанції, такий що $t_{nk} = \frac{(n - m)}{B}$; $t_{ан}$ — час, необхідний для аналізу квитанції.

Визначення швидкості інформаційного обміну в протоколі з потоковим передаванням

Під час організації процесу обміну інформацією з використанням ВЗЗ з потоковим (безперервним) передаванням слід врахувати можливість настання, першого перезапиту, у середньому, через часовий інтервал $t_{п.пер} = \frac{1}{\lambda} = \frac{1}{BP_{\text{випр}}}$, за який буде передано

$$N_{п.пер} = \frac{Bt_{п.пер}}{n} = \frac{1}{nP_{\text{випр}}}$$

інформаційних пакетів (блоків), оскільки передавання одного блоку здійснюється за $\frac{n}{B}$ одиниць часу.

У запам'ятовувальному пристрої приймача, за необхідності перезапиту, повідомлення у певній кількості γ видаляються, а передавач дублює їхню передачу. Враховуючи необхідність виконання для ємності запам'ятовувального пристрою нерівності $\gamma \geq 1 + \frac{t_{оч}}{t_c}$, час повторного передання становить

$$t_{nm} = \frac{n \left(1 + \frac{t_{оч}}{t_c} \right)}{B} = \frac{n \left(1 + \frac{Bt_{оч}}{n} \right)}{B}.$$

Отже, час для передавання $\frac{Bt_{nm}}{n}$ повідомлень та γ повторень становитиме

$$(t_{п.пер} + t_{nm}) = \frac{1}{BP_{випр}} + \frac{n(1 + \frac{Bt_{оч}}{n})}{B} = \frac{1 + P_{випр} \cdot (n + Bt_{оч})}{BP_{випр}}$$

Зрозуміло, якщо за такий час власне інформаційних символів передаватиметься $mN_{п.пер} = m \frac{B \cdot t_{nm}}{n}$, то абсолютна швидкість передавання інформації на цьому інтервалі часу дорівнюватиме:

$$B_{a2} = \frac{\frac{m}{n P_{випр}}}{1 + P_{випр} (n + Bt_{оч})} \cdot BP_{випр}$$

Або

$$B_{a2} = \frac{mB}{n(1 + P_{випр} (n + Bt_{оч}))}$$

За умов відсутності завад у каналі зв'язку, тобто при $P_{випр} = 0$, абсолютна швидкість передавання інформації дорівнюватиме $B_{a21} = m \frac{B}{n}$, а у обратному разі — при $P_{випр} \rightarrow \frac{1}{n}$, ця величина становитиме $B_{a22} = m \frac{B}{n + (1 + Bt_{оч})}$.

Визначення швидкості інформаційного обміну в протоколі із селективним повторенням

Визначення максимального часу, потрібного для передавання одного повідомлення із q блоків, за умов організації передавання інформації за допомогою протоколів з використанням *ВЗЗ селективного повторення* (з адресним перезапиту) ґрунтується на таких розрахунках. При існуванні завад їх можливий вплив дорівнюватиме $\lambda t_n = t_n BP_{випр}$. Отже, за час $t_n = qt_b$, необхідний для разової передавання першого повідомлення, вірогідно викривлення, у гіршому разі, такої самої кількості пакетів. Оскільки ймовірність викривлення кожного із блоків дорівнює ймовірності наявності в блоці хоча б одного викривлення, то кількість викривлених блоків дорівнюватиме:

$$q_v = qn P_{випр} (1 - P_0(t_{nk})) = qn P_{випр} (1 - \exp(-nP_{випр}))$$

Зважаючи, що для більшості практичних випадків $n P_{випр} \ll 1$, то $\exp(-nP_{випр}) \approx 1 - n P_{випр}$, отже, кількість викривлених пакетів становитиме $q_v = q(n P_{випр})^2$.

Для їх перезапиту та повторного передавання знадобиться час:

$$t_{n1} = t_b q_v = t_b q (n P_{випр})^2 + t_{оч} = t_n (n P_{випр})^2 + t_{оч}$$

за який також можливі викривлення повторно переданих блоків.

Враховуючи інтенсивність ($BP_{випр}$) викривлень, що виникають знову з імовірністю $P_{випр}$ за час повторної передавання $t_n (n P_{випр})^2$, перезапиту та чергової передавання потребуватимуть викривлені пакети у кількості

$$t_n (n P_{випр})^2 (BP_{випр}) (n P_{випр}) = q (n P_{випр})^4$$

Час, необхідний для цього дорівнюватиме

$$t_{n2} = t_b q (n P_{випр})^4 + t_{оч} = t_n (n P_{випр})^4 + t_{оч}$$

Розмірковуючи аналогічно, можна одержати залежність:

$$t_{n3} = t_n (n P_{випр})^6 + t_{оч};$$

.....

$$t_{nu} = t_n (n P_{випр})^{2u} + t_{оч},$$

де u — число перезапиту, які необхідно здійснити до повного передавання даного повідомлення.

Тоді час, необхідний для передавання одного повідомлення, визначатиметься як

$$T_n = t_n + t_{n1} + t_{n2} + \dots + t_{nu} = t_n + t_n (n P_{випр})^2 + t_n (n P_{випр})^4 + \dots + t_n (n P_{випр})^{2u} = t_n [1 + (n P_{випр})^2 + (n P_{випр})^4 + (n P_{випр})^{2u} + ut_{оч}]$$

Оскільки вираз у дужках є сумою елементів геометричної прогресії, яка містить u елементів, перший з яких дорівнює одиниці, а знаменник дорівнює $(n P_{випр})^2$, то

$$T_n = \frac{t_n (1 - (n P_{випр})^{2u+2})}{(1 - (n P_{випр})^2)} + ut_{оч}$$

Зважаючи, що $(n P_{випр})^{2u+2} \ll 1$, час, необхідний для передавання одного повідомлення за визначених вище умов, становитиме:

$$T_n = \frac{t_n}{(1 - (n P_{випр})^2)} + ut_{оч} \tag{1}$$

З виразу (1) можна визначити кількість перезапиту у разі, що вони продовжуватимуться, доти доки значення ймовірності появи $P_{u(>0)}$ принаймні одного викривлення не стане меншим за ймовірність відсутності $P_{u(0)}$ викривлень на часовому інтервалі $t_n (n P_{випр})^{2u}$, який є необхідним для забезпечення u -го перезапиту.

Базуючись на законі розподілу викривлень за Пуассоном з інтенсивністю викривлень $BP_{випр}$, імовірності відсутності та появи викривлення відповідно можна подати у вигляді:

$$P_{u(0)} = \exp(-BP_{\text{викр}} t_n (nP_{\text{викр}})^{2u}) = \exp(-q(nP_{\text{викр}})^{2u+1}),$$

$$P_{u(0>0)} = 1 - \exp(-q(nP_{\text{викр}})^{2u+1}).$$

Тоді умова визначення кількості перезапитів буде такою:

$$1 - \exp(-q(nP_{\text{викр}})^{2u+1}) < \exp(-q(nP_{\text{викр}})^{2u+1}).$$

Із цієї нерівності випливає:

$$\exp(-q(nP_{\text{викр}})^{2u+1}) > 0,5;$$

$$q(nP_{\text{викр}})^{2u+1} < \ln 2 = 0,693;$$

$$(2u + 1)\ln(nP_{\text{викр}}) < \ln\left(\frac{0,693}{q}\right).$$

При $(nP_{\text{викр}} < 1)$ число перезапитів, необхідних для повного передавання повідомлення, становитиме:

$$u > 0,5 \left(\frac{\ln\left(\frac{0,693}{q}\right)}{\ln(nP_{\text{викр}})} - 1 \right). \quad (2)$$

Співвідношення (2) є справедливим при

$$u = 0,5 \left(\frac{\ln\left(\frac{0,693}{q}\right)}{\ln(nP_{\text{викр}})} \right), \quad (3)$$

тобто вираз (3) може бути використаний для розрахунку часу T_n , що необхідно для передавання одного повідомлення із q блоків.

З урахуванням (3) вираз (1) набуває вигляду:

$$T_n = \frac{t_n}{(1 - (nP_{\text{викр}})^2)} + ut_{\text{оч}} =$$

$$= \frac{t_n}{(1 - (nP_{\text{викр}})^2)} + 0,5t_{\text{оч}} \left(\frac{\ln(0,693/q)}{\ln(nP_{\text{викр}})} \right).$$

Ураховуючи, що за інтервал часу T_n передано mq власне інформаційних символів за такої організації обміну,

$$B_{a3} = \frac{mq}{T_n} = \frac{mq(1 - (nP_{\text{викр}})^2)}{(t_n + 0,5t_{\text{оч}}(1 - (nP_{\text{викр}})^2) \left(\frac{\ln(0,693/q)}{\ln(nP_{\text{викр}})} \right))}.$$

Зауважимо, що в каналі без завад при $P_{\text{викр}} = 0$ абсолютна швидкість

$$B_{a3} = \frac{mq}{T_n} = \frac{mq}{t_n} = \frac{mq}{nq/B} = B \frac{m}{n}.$$

У разі $P_{\text{викр}} \rightarrow \frac{1}{n}$ абсолютна швидкість

$$B_{a3} = \frac{mq}{T_n} = \frac{mq(1 - (1)^2)}{(t_n + 0,5t_{\text{оч}}(1 - (1)^2)\ln(0,693/q)/\ln(1))}.$$

Тобто чисельник прямує до нуля, а в знаменнику має місце відношення $\frac{1 - (1)^2}{\ln(1)}$, або не-

значеність типу $\frac{0}{0}$. Скориставшись правилом

Лопітала для розкриття цієї невизначеності, при

$$P_{\text{викр}} \rightarrow \frac{1}{n} \text{ отримаємо: } \frac{1 - (nP_{\text{викр}})^2}{\ln(nP_{\text{викр}})} \approx -2n^2 P_{\text{в}}^2 = -2,$$

тоді: $B_{a3} = \frac{mq}{T_n} \rightarrow 0$. Залежності абсолютної шви-

дкості передавання B_a від імовірності викривлень $P_{\text{викр}}$ подано на рисунку, з якого видно, що протоколи організації обміну із ВЗЗ з поточковим методом за абсолютною швидкістю передавання є більш ефективними, ніж протоколи з адресним перезапитом.

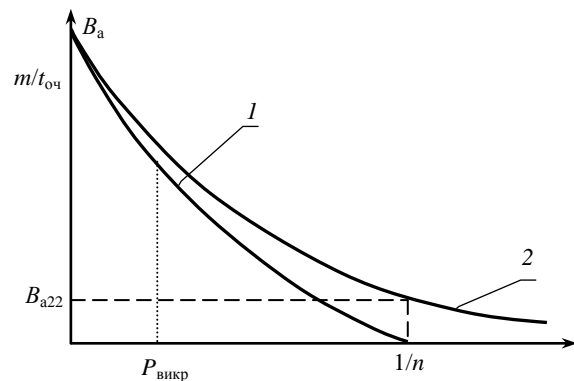


Рис. 1. Залежності абсолютної швидкості від імовірності викривлень:
1 — ВЗЗ із адресним перезапитом;
2 — ВЗЗ із послідовним передаванням

Висновок

Отже, за визначеними часом доставки та часом затримки в доставці інформаційних повідомлень (абсолютною швидкістю інформаційного обміну), протоколи із застосуванням вирішального зворотного зв'язку з поточковим методом є ефективнішими за цими показниками за протоколи з адресним перезапитом.

ЛІТЕРАТУРА

1. Матов О. А. Аналіз протоколів обміну інформацією у телекомунікаційних системах // Рестрація, зберігання і обробка даних / О. А. Матов, В. С. Василенко, М. М. Будько. — К., 2004. — № 4. — Т. 6. — С. 82 — 93.
2. Матов А. Я. Основы передачи дискретной информации / А. Я. Матов. — К.: КВИРТУ ПВО, 1977. — 242с.

