

УДК 681.21: 511.3

О.В. Сісков, С.Г. Шило, Г.В. Акулінін

## ІМОВІРНІСНА ОЦІНКА НАДЛИШКОВОСТІ ПРОЦЕДУРИ БІТСТАФФІНГУ ПРИ ПЕРЕДАЧІ ДАНИХ У ПЕРСПЕКТИВНИХ АСУ ПОВІТРЯНИХ СИЛ

*На основі аналізу модемного протоколу захисту від помилок V.42 запропоновано метод імовірнісної оцінки надлишковості процедури бітстаффінгу при передаванні даних у перспективних АСУ Повітряних Сил, що створюються на основі об'єднання локальних обчислювальних мереж пунктів управління. Отримано чисельні оцінки надлишковості процедури бітстаффінгу при передаванні даних у перспективних АСУ Повітряних Сил.*

### Постановка проблеми та аналіз літератури

Технічна платформа створення перспективних АСУ Повітряних Сил ґрунтується на об'єднанні локальних обчислювальних мереж пунктів управління за допомогою системи передачі даних [1]. Для збільшення можливостей з видачі радіолокаційної інформації в АСУ Повітряних Сил передбачається адаптивна зміна розміру повідомлень про повітряні об'єкти та дискретності їх видачі залежно від змін пропускну здатності каналів передавання даних [2, 3]. При цьому виникає проблема контролю в реальному масштабі часу корисної пропускну здатності каналу передавання даних, яка відображає швидкість передавання лише інформаційних повідомлень, виключаючи службову інформацію протоколів передавання даних.

Вирішення цієї проблеми спрямовано на забезпечення пунктів управління розвідувальною та бойовою радіолокаційною інформацією необхідної якості, що є важливим практичним завданням в АСУ Повітряних Сил [4, 5].

Вирішити цю проблему можна за допомогою оцінювання надлишковості службової інформації протоколів передавання даних, які використовуються в сучасних модемах. Визначення принципів такого оцінювання є важливим науковим завданням при розробці математичного і програмного забезпечення перспективних АСУ Повітряних Сил.

Аналіз [6, 7] показує, що основну надлишкову (службову) інформацію при передаванні даних вносять модемні протоколи модуляції та захисту від помилок.

Надлишковість протоколів модуляції є детермінованою, та її можна апіорно підрахувати в залежності від швидкості передавання даних та виходячи з аналізу технічного опису протоколу.

Надлишковість протоколу захисту від помилок містить випадкову складову й оцінити її кількість

можна на основі аналізу конкретної реалізації цього протоколу.

До теперішнього часу розроблено багато корпоративних та стандартних протоколів корекції помилок [7 – 9]. Разом з тим, виправлення помилок при передаванні даних про повітряні об'єкти доцільно організувати за протоколом V.42. Цей протокол має статус міжнародного стандарту і його підтримують всі сучасні модеми. Порівняльні переваги V.42 полягають у підвищеній швидкості передавання по телефонних каналах низької якості та достатній узгодженості з іншими стандартами виправлення помилок. Крім того, наявність адресного поля у форматі кадру V.42 відкриває можливості для багатоточкового з'єднання.

Таким чином, надлишковість протоколу захисту від помилок можна визначити за допомогою стандарту V.42. Кадр цього протоколу вимагає синхронного передавання та має такий формат [7]:

початковий прапор і кінцевий прапор 011111110 (по 1 байту кожен);

поле адреси (1 – 2 байти);

поле, що управляє (2 байти);

інформаційне поле (повідомлення про повітряний об'єкт);

контрольна послідовність кадру (2 або 4 байти).

У результаті надлишковість протоколу V.42 для одного повідомлення про повітряний об'єкт складає 7 – 10 байт. З метою зменшення надлишковості протоколу V.42 доцільно використовувати поле адреси розміром 1 байт і контрольну послідовність кадру 2 байти.

Разом з тим, між початковим і кінцевим прапором можуть з'явитися дані, що збігаються з кодом прапора. Тому для забезпечення прозорості даних всередині кадру на передавальній стороні використовується процедура вставки нульового біта (бітстаффінг) після кодової послідовності з п'яти одиниць. Максимальна надлишковість, породжена цією процедурою, складає 20 % від початкового інфор-

маційного розміру повідомлення в тому випадку, якщо повідомлення про повітряний об'єкт складається тільки з одиничних біт.

Визначення точного значення надлишковості бітстафінгу вимагає побітного аналізу кадру протоколу V.42 між початковим і кінцевим прапором. Фактично для цього необхідно заздалегідь дублювати апаратні функції модему за реалізацією протоколу V.42 програмним способом на ЕОМ. Тому такий підхід вважається неефективним і не дозволяє апріорно визначити надлишковість протоколу V.42.

Таким чином, у проблемі оцінювання надлишковості службової інформації протоколів передавання даних можна виділити невирішену частину – апріорна оцінка надлишковості модемного протоколу захисту від помилок.

**Мета статті.** Для апріорного визначення надлишковості службової інформації протоколів передавання даних при видаванні повідомлень про повітряні об'єкти в перспективних АСУ Повітряних Сил необхідно провести оцінку надлишковості модемного протоколу захисту від помилок V.42. Оскільки ця надлишковість містить випадкову складову (бітстафінг), то метою досліджень є отримання імовірнісної оцінки процедури бітстафінгу при передаванні даних у перспективних АСУ Повітряних Сил.

### Основний матеріал

Імовірнісний підхід при оцінюванні надлишковості процедури бітстафінгу ґрунтується на гіпотезі про рівномірну появу 0 і 1 в кожному розряді кадру даних між синхробайтами протоколу V.42. Це припущення обумовлене відсутністю апріорних переваг будь-яким кодовим комбінаціям зі всіх можливих всередині кадру даних. Таким чином, вірогідність заданої кратності спрацьовування процедури бітстафінгу залежатиме тільки від довжини кодової комбінації  $l$  [біт].

Вірогідність події  $A_i$ , яка полягає в тому, що бітстафінг почнеться з  $i$ -ї позиції (рис. 1) можна визначити як відношення кількості сприятливих кодових комбінацій для  $A_i$  до загальної кількості всіх кодових комбінацій [10].

Події  $A_1$  сприятливі всі кодові комбінації, у яких перші п'ять біт дорівнюють 1. Отже, вірогідність події  $A_1$  дорівнює:

$$P(A_1) = \frac{2^{1-5}}{2^1} = \frac{1}{2^5}. \quad (1)$$

Кодові комбінації, сприятливі подіям  $A_2 \dots A_6$  повинні містити код 011111, який закінчується на 2...6-й

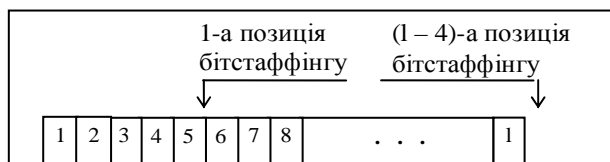


Рис. 1. Нумерація позицій бітстафінгу

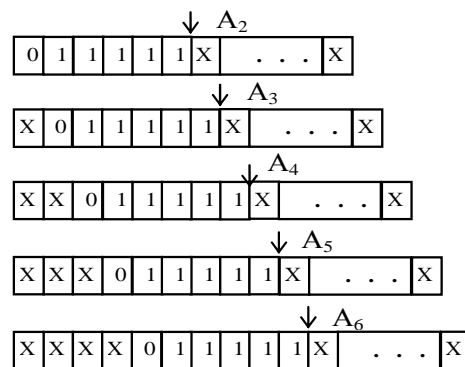


Рис. 2. Кодові комбінації, що сприяють подіям  $A_2 \dots A_6$

позиціях бітстафінгу відповідно (рис. 2). Вірогідність цих подій рівна між собою і може бути записана так:

$$P(A_2) = P(A_3) = P(A_4) = P(A_5) = P(A_6) = \frac{2^{1-6}}{2^1} = \frac{1}{2^6}. \quad (2)$$

Кодові комбінації, сприятливі подіям  $A_7 \dots A_{1-4}$ , так само повинні містити код 011111, який закінчується на 7...(1-4)-й позиціях бітстафінгу відповідно. Разом з тим, для здійснення цих подій необхідне виконання умови, яка полягає в тому, що до початку коду 011111 бітстафінг не відбудеться.

Вірогідність події  $\overline{A}_i$ , яка полягає в тому, що бітстафінг не почнеться до  $(i+1)$ -ї позиції, можна визначити за формулою

$$P(\overline{A}_i) = 1 - \sum_{k=1}^i P(A_k). \quad (3)$$

Формула (3) обумовлена тим, що події  $\overline{A}_i$  і  $A_k$  при  $k = \overline{1, i}$  складають повну групу подій.

Таким чином, вірогідність подій  $A_i$  для  $i = \overline{7, (1-4)}$  можна визначити за формулою

$$P(A_i) = \frac{1}{2^6} P(\overline{A}_{i-6}). \quad (4)$$

Використовуючи формули (1) – (4), можна побудувати ряд розподілу для кратності бітстафінгу.

Подія  $V_0$ , яка полягає в тому, що кратність бітстафінгу дорівнює 0, інтерпретується як відсутність

бітстафінгу в кожній з можливих позицій. Отже, вірогідність такої події  $P(B_0) = P(\overline{A_{1-4}})$ .

Подія  $B_1$ , яка полягає в тому, що кратність бітстафінгу дорівнює 1, інтерпретується як поява бітстафінгу в одній з можливих позицій за умови відсутності бітстафінгу у решті позицій. Отже, вірогідність такої події можна записати так:

$$P(B_1) = \sum_{i=1}^{1-4} P(A_i)P(B_0/l_0 = 1 - (i + 4)). \quad (5)$$

З аналогічних міркувань можна записати вирази для  $P(B_2)$  і  $P(B_3)$ :

$$P(B_2) = \sum_{i=1}^{1-4-5} P(A_i)P(B_1/l_1 = 1 - (i + 4)); \quad (6)$$

$$P(B_3) = \sum_{i=1}^{1-4-10} P(A_i)P(B_2/l_2 = 1 - (i + 4)). \quad (7)$$

Використовуючи метод математичної індукції для формул (5) – (7), можна записати вираз для  $P(B_k)$  при  $k \neq 0$ :

$$P(B_k) = \sum_{i=1}^{1-4-5(k-1)} P(A_i) \times P(B_{k-1}/l_{k-1} = 1 - (i + 4)). \quad (8)$$

Результати обчислення математичного сподівання надлишковості процедури бітстафінгу на основі розрахунків за виразом (8) наведені у табл. 1.

Таблиця 1

**Оцінка надлишковості процедури бітстафінгу**

Розмір кадру, біт	5 – 15	16 – 36	37 – 62	63 – 92	93 – 126	127 – 150
Надлишковість, біт	1	2	3	4	5	6

З ряду розподілу (8) можна одержати функцію розподілу кратності бітстафінгу  $F(b) = P(B_k < b)$ . Задавши значення  $F(b)$ , близьке до одиниці (наприклад, 0,99), можна одержати оцінку кратності бітстафінгу  $b$ .

**Висновки**

Науковий результат проведеного дослідження полягає у розробці методу імовірнісної оцінки надлишковості процедури бітстафінгу при передаванні даних у перспективних АСУ Повітряних Сил.

Практичним результатом дослідження є отримані конкретні значення оцінки надлишковості процедури бітстафінгу, що дозволить їх використовувати при визначенні загальної надлишковості модемних протоколів при передаванні даних в перспективних АСУ Повітряних Сил.

Перспективами подальших досліджень слід вважати аналіз загального впливу всіх модемних протоколів на надлишковість передавання даних у перспективних АСУ Повітряних Сил для оцінювання корисної пропускну здатності каналів передавання даних.

**СПИСОК ЛІТЕРАТУРИ**

1. Нізієнко Б.І., Войтович С.А., Грачов В.М., Бодяк О.С. Концептуальні основи створення перспективної АСУ протиповітряною обороною і авіацією Збройних Сил України // Системи озброєння і військової техніки: Наук. журнал. – Х.: ХУ ПС, 2005. – Вип. 2(2). – С. 75 – 79.
2. Сисков А.В. Методы адаптивной выдачи радиолокационной информации в АСУ ПВО // Збірник наукових праць. – Х.: ХВУ, 2003. – Вип. 1(39). – С. 52 – 54.
3. Eurocontrol standard document for radar data exchange, Part 1 – All Purpose Structured Eurocontrol Radar Information Exchange (ASTERIX), (Ref: SUR.ET1.ST05.2000-STD-01-01), November 1997. – 59 p.
4. Неупокоев Ф.К. Противовоздушный бой. – М.: Воениздат, 1989. – 262 с.
5. Глебов Ю.В., Войтович С.А., Патракеев И.М. Математическое и программное обеспечение автоматизированных систем управления. – Х.: ХВУ, 1988. – 239 с.
6. Олифер Л.М., Олифер М.Н. Компьютерные сети. Принципы, технологии, протоколы. – Санкт-Петербург: Питер, 2000. – 500 с.
7. Лагутенко О.И. Современные модемы. – М.: ЭкоТрендз, 2002. – 344 с.
8. Дженингс Ф. Практическая передача данных: модемы, сети и протоколы: Пер. с англ. – М.: Мир, 1989. – 272 с.
9. Столлингс В. Компьютерные системы передачи данных: Пер. с англ. – М.: Изд. дом «Вильямс», 2002. – 928 с.
10. Вентцель Е.С., Овчаров Л.А. Теория вероятностей и ее инженерные приложения. – М.: Высш. шк., 2000. – 480 с.

Надійшла 06.02.2006

Рецензент: д-р техн. наук професор Є.І. Бобир, Харківський університет Повітряних Сил імені Івана Кожедуба.