

УДК 681.3

ПІДВИЩЕННЯ ПРОПУСКНОЇ СПРОМОЖНОСТІ КАНАЛУ ЯК УМОВА ПІДВИЩЕННЯ ДОСТУПНОСТІ ІНФОРМАЦІЙНИХ ОБ'ЄКТІВ У РОЗПОДІЛЕНИХ ОБЧИСЛЮВАЛЬНИХ МЕРЕЖАХ

Вячеслав Василенко, Олена Дубчак

Національний авіаційний університет

Анотація: Для использования в задаче обеспечения доступности информационных объектов в распределенной вычислительной сети предлагается метод повышения пропускной способности каналов с использованием частотной дискретизации полосы их пропускания.

Summary: For the use in the tasks of providing of availability of information holding objects in DCN the method of increase of carrying capacity of ducting's is offered with the use of frequency discretisation of stripe of their key-in.

Ключові слова: Доступність, дискретизація, канал передачі даних, пропускна спроможність, смуга пропускання.

I Вступ

Однією із основних задач розподілених обчислювальних мереж (РОМ) є забезпечення доступності та цілісності інформації, яка циркулює в цих системах. Доступність та цілісність інформації означають можливість авторизованих користувачів цих РОМ одержати не модифіковану інформацію за досить коротким часовий інтервал. Для телекомунікаційних систем, як елементів РОМ, ця задача трансформується в забезпечення їх високої пропускної спроможності за відсутності будь-яких модифікацій (викривлень), які не були санкціоновані її власником, незалежно від причин або джерел виникнення таких викривлень.

Викривлення інформації, тобто порушення її цілісності, в свою чергу, можливі на будь-якому етапі її циркуляції у обчислювальних мережах: при передачі, зберіганні або обробці. При передачі значна їх частина пов'язана з дією природних чинників, таких як атмосферні електромагнітні розряди, іскріння контактів в автомобілях, електротранспорті і багато що інше.

Наслідком природних впливів в каналах телекомунікаційних мереж (ТКМ) є зменшення співвідношення сигнал/ шум (сигнал/завада) h^2 . Це співвідношення, як відомо [1, 2], визначає перепускную спроможність каналів зв'язку, а також вірність інформації, що визначається, наприклад, через ймовірність викривлення двійкових символів (біт) $P_{\text{випр}}$, інтенсивність цих помилок. Під шумом (завадою) [5] розуміється будь-який небажаний сигнал, зокрема зовнішні завади або сигнал, що повернувся до пристрою передачі в результаті віддзеркалення від протилежного кінця лінії. Самі по собі зосереджені завади не так істотно обмежують пропускную спроможність аналогового каналу, як непередбачуваний в кожен момент часу білий гауссівський шум – флуктуаційна завада.

Відомо [1], що у випадку навіть найбільш “неприємної” завади типу “білий шум”, потужність якої рівномірно розподілена у всій смузі частот каналу, справедливе наступне співвідношення: потенційна пропускна спроможність безперервного каналу з завадами дорівнює:

$$C_n = \Delta F \log_2 (h^2 + 1), \quad (1)$$

де: ΔF – ширина смуги частот каналу; h^2 – співвідношення корисний сигнал/завада.

Формула (1) указує граничне значення пропускної спроможності каналу, якого досягти вельми важко, до нього можна лише наблизитися. При виводі цієї формули передбачалося, що на приймальній стороні сигнали повністю відділяються від завад (шумів) [2]. Враховуючи нереальність цього припущення очікувати в реальних системах близьких до (1) результатів неможливо. Помітимо, що у зв'язку із цим теорія не дає способів досягнення величини C_n , а лише показує її теоретичну межу.

Ймовірність викривлення двійкових символів (біт) $P_{\text{випр}}$ для умов досить великого відношення сигнал/завада на вході прийомного пристрою ($h^2 > 3$) і завади типу “білий шум” може бути визначеною з виразу:

$$P_{\text{випр}} = 0,5 \exp(-\alpha^2 h^2/2), \quad (2)$$

де: α^2 – коефіцієнт, який визначається видом модуляції.

Отже, основні характеристики каналу передачі даних ТКМ – доступність інформації (через пропуску спроможність) та цілісність інформації (через ймовірність викривлення двійкових символів) є функціями співвідношення корисний сигнал/завада. В свою чергу, як буде підкреслено нижче, це співвідношення залежить від застосованого каналу передачі даних, реального завадового стану в каналі та швидкості посимвольної передачі інформації, які з метою забезпечення пропускну спроможності, а отже, доступності інформації можуть змінюватися в той чи інший бік.

Використання викривленої інформації або значне зменшення пропускну спроможності каналів тягне наслідки (часто надзвичайно важкі) для власників або користувачів цієї інформації. Тому задача забезпечення максимальної перепускну спроможності та мінімальної ймовірності викривлення двійкових символів, як найважливіших чинників, які забезпечують цілісність і доступність інформаційних ресурсів в заданих умовах використання, є однією з найактуальніших при розробці і експлуатації РОМ і їх елементів.

В статті наведення спроба визначити деякі зі способів підвищення величини C_n , а отже і доступності інформаційних потоків РОМ. Відмітимо, що досі теорія такі способи давала вкрай обмежено і лише показувала їх теоретичну межу у вигляді виразу (1).

II Пропускна спроможність при прямому розширенні смуги пропускання каналу

Аналіз виразу (1) дає можливість визначити, що одним із чинників, яким можна впливати на пропуску спроможність C_n є ширина смуги пропускання каналу передачі даних ΔF . Цей вплив докладно проаналізовано в [2], де стверджується, що шлях збільшення пропускну спроможності за рахунок розширення смуги пропускання каналу є найефективнішим. Нижче показано, що розширення смуги пропускання каналу можна досягти принаймні двома способами. Перший із них як раз і розглянуто в [2].

Цей спосіб, назовемо його способом прямого (безпосереднього) розширення смуги пропускання, полягає в підвищенні швидкості посимвольного обміну B , що, зрозуміло, можливе за рахунок зменшення періоду формування, а також тривалості символів, якими здійснюється обмін. При цьому згідно з теоремою Котельникова при організації передачі двійкових послідовностей в безперервних каналах для забезпечення приймання сигналів із прийнятними викривленнями потрібно забезпечити ширину смуги пропускання приймача ΔF такою, що $\Delta F \geq 2B$, де B – швидкість посимвольної передачі інформації. Тоді потужність завади на вході приймача може бути визначена через одніобічну спектральну щільність потужності завади – N_0 та ширину смуги пропускання приймача $\Delta F \approx 2B$:

$$P_z = N_0 \cdot \Delta F = 2N_0 \cdot B.$$

Отже,

$$h^2 = \frac{P_c}{P_z} = \frac{P_c}{\Delta F \cdot N_0} = \frac{P_c}{2N_0 \cdot B}. \quad (3)$$

Як наслідок викладеного відмітимо, що в разі організації обміну інформацією у вигляді двійкових послідовностей при ширині смуги пропускання приймача ΔF такій, що $\Delta F = 2B$, можна записати

$$C_n = 2B \log_2(P_c / P_z + 1). \quad (4)$$

Може скластися враження, начебто пропуску спроможність можна збільшувати необмежено за рахунок збільшення ширини смуги пропускання ΔF чи швидкості посимвольної передачі інформації B . Покажемо, що останнє твердження має певні вади. З цією метою розглянемо, спочатку, випадок, коли наявні в каналі передачі даних завади мають сталу спектральну щільність потужності N_0 . В цьому разі вираз (4) із урахуванням (3) можна подати у наступному вигляді:

$$C_n = 2B \log_2(P_c / (2B \cdot N_0) + 1). \quad (5)$$

Із (5) видно, що твердження відносно можливості необмежено збільшувати пропуску спроможність C_n за рахунок збільшення швидкості посимвольної передачі інформації B є не таким і очевидним, оскільки збільшення одного із множників B призводить до зменшення іншого – підлогарифмічного виразу.

Позначивши

$$y = P_c / (2N_0),$$

одержимо

$$C_n = 2B \log_2(y/B + 1) \quad (6)$$

З використанням цього виразу та підходу, викладеного в [3], знайдемо межу пропускної спроможності в разі, коли швидкість передачі збільшується необмежено. Використовуючи при цьому властивості “другої чудової межі”, одержимо:

$$\begin{aligned} \lim_{B \rightarrow \infty} C_n &= 2 \lim \{ \log_2 [1 + y/B]^{B/y} \}^y = \\ &= 2y \log_2 e = 2,88 P_c / (2N_0) = 1,44 P_c / N_0 \end{aligned} \quad (7)$$

що повністю збігається із результатами, наведеними в [3, 4].

Звернемо увагу на те, що, оскільки із виразу (2) витікає $P_c / N_0 = 2B \cdot h^2$, то вираз (7) для розрахунку максимального значення пропускної спроможності можна представити у вигляді:

$$C_{\text{макс}} = 1,44 P_c / N_0 = 2,88 B \cdot h^2, \quad (8)$$

де B – швидкість посимвольної передачі інформації в каналі, при якій зафіксоване співвідношення сигнал/завада дорівнює h^2 .

Для більш ретельного аналізу залежності $C_{\text{макс}} = f(B)$ можна обчислити та проаналізувати першу похідну цієї функції по B : $C'_{\text{макс}} = f'(B)$. Оскільки

$$C_n = 2B \log_2(y/B + 1) = (2/\ln 2) B \ln(y/B + 1) = 2,88 \cdot B \ln(y/B + 1).$$

то:

$$\begin{aligned} C'_n &= 2,88 \cdot \{ \ln(y/B + 1) + B \cdot [\ln(yB^{-1} + 1)]' \} = \\ &= 2,88 \cdot \{ \ln(y/B + 1) - B \cdot \frac{yB^{-2}}{y/B + 1} \} = \\ &= 2,88 \cdot \{ \ln(y/B + 1) - \frac{y}{y+B} \} = 2,88 \cdot \{ x_1 - x_2 \}. \end{aligned} \quad (9)$$

В точці екстремуму значення першої похідної дорівнює нулю, що призводить до рівняння $x_1 = x_2$ або:

$$\ln(y/B + 1) = \frac{y}{y+B}.$$

Знайти значення величини B з цього рівняння елементарними методами неможливо. Але досить просто знайти розв'язання цього рівняння графічно, підбором тощо.

Зокрема, звернемо увагу на наступне. Незавжди помітити, що при $B = 0$ ліва частина цього рівняння (x_1) має значення нескінченності, а права (x_2) – значення 1, і обидві частини при збільшенні B зменшуються. Із збільшенням B співвідношення x_1 / x_2 зменшується, але залишається більшим 1, що свідчить про можливу відсутність екстремуму одержаної функції (пропускної спроможності) по змінній B (а отже, про наявність лише межі пропускної спроможності).

Отже, як слідує із виразів (6) – (9), зі збільшенням швидкості B посимвольної передачі пропускна спроможність каналу спочатку стрімко зростає (більш стрімко, ніж B , оскільки в точці $B = 0$ значення першої похідної пропускної спроможності дорівнює нескінченності), перевищуючи при цьому значення цієї швидкості, потім при значних значеннях B асимптотично наближається до величини (8). В точці

$B = y = P_c / (2N_0)$ значення пропускної спроможності є близьким до величини:

$$C_n = 2,88 \cdot B \ln 2 = 2,88 \cdot 0,693 \cdot B \approx 2B = P_c / N_0.$$

В цій точці співвідношення $C_n / B = 2$.

З виразу (5) видно, що при певних значеннях співвідношення сигнал/шум пропускна спроможність каналу C_n може стати меншою швидкості посимвольної передачі B . Цю величину швидкості посимвольної передачі B_p можна вважати рубежем доцільного підвищення швидкості посимвольної передачі даних. Зрозуміло, що при цьому

$$\log_2(P_c / (2B_p \cdot N_0) + 1) \leq 0,5,$$

$$P_c / (2B_p \cdot N_0) + 1 \leq 2^{0,5} = 1,4142.$$

Неважко упевнитися, що це досягається при співвідношенні сигнал/завада $h^2 = \sqrt{2} - 1 \approx 0,4142$, чи при $B_p = 1,207P_c / N_0$, або, при $B_p = 2,414 \cdot B \cdot h^2$.

В усіх цих випадках граничним є рівень сигналу такий, що

$$P_c / N_0 \leq 2B \cdot 0,414 = 0,818B,$$

$$P_c \leq 0,818 \cdot B \cdot N_0$$

Приклад розрахунку $C_n = f(B)$. Для розрахунку пропускної спроможності необхідним є знання певних характеристик каналу: ширини смуги пропускання, співвідношення сигнал/завада та швидкості посимвольного обміну. Припустимо, що в певному каналі зв'язку при ширині смуги пропускання $\Delta F = 2 \cdot 10^{12}$ Гц, швидкості $B = 9600$ біт/с співвідношення сигнал/завада дорівнює

$$h^2 = \frac{P_c}{P_z} = \frac{P_c}{2B \cdot N_0} = \frac{y}{B} = 10.$$

Тоді величина $y = h^2 \cdot B = 96000$, $B_p = 2,414 \cdot B \cdot h^2 = 24,14 B = 231744$. Отже функція $C_n = f(B)$ набуває вигляду:

$$C_n = 2B \log_2(y / B + 1) = 2,88B \ln(96000 / B + 1).$$

Оскільки, як слідує з (6), максимальне значення пропускної спроможності дорівнює $C_{\max} = 2,88 B \cdot h^2$, то слід очікувати $C_{\max} = 276480$.

Результати розрахунку $C_n = f(B)$ для цього випадку зведено в табл. 1, а характер залежності згаданих величин від величини B при можливості її зміни до $B \leq 10^{12}$ наведено на рис. 1.

Таблиця 1

B	10^{-4}	10^{-3}	10^{-2}	0,1	1	10	100	600	1200
C_n	0,0059	0,052	0,46	3,96	33,03	264,0	1977	8780	15187
C_n / B	59,5	52,93	46,3	39,6	33,03	26,40	19,77	14,63	12,65
B	2400	4800	9600	10^3	10^5	231744	10^6	10^{12}	
C_n	25668	42087	66297	13140	193008	231328	2,64·105	276480	
C_n / B	10,69	8,76	6,9	13,14	1,93	0,9982	0,264	$2 \cdot 10^{-7}$	

При цьому слід звернути на наступні обставини. По-перше, на те, що зі збільшенням швидкості

посимвольного обміну пропускна спроможність C_n асимптотично наближається до величини C_{\max} , що можна пояснити суттєвим розширенням потрібної смуги пропускання приймача, відповідним збільшенням потужності завади ($P_z = 2B \cdot N_0$) і зменшенням, за рахунок цього, співвідношення сигнал/завада.

По-друге, як видно з табл. 1, при зменшенні швидкості посимвольного обміну від B_p пропускна спроможність C_n ще в досить широкому діапазоні залишається більшою, ніж навіть базова швидкість B , яка дорівнює 9600 біт/с, (для наведених значень – від $B \leq B_p = 231764$ біт/с до 780 біт/с). Останнє можна пояснити суттєвим звуженням потрібної смуги пропускання приймача, зменшенням, внаслідок цього, потужності завади ($P_z = 2B \cdot N_0$) і збільшенням, за рахунок цього, співвідношення сигнал/завада.

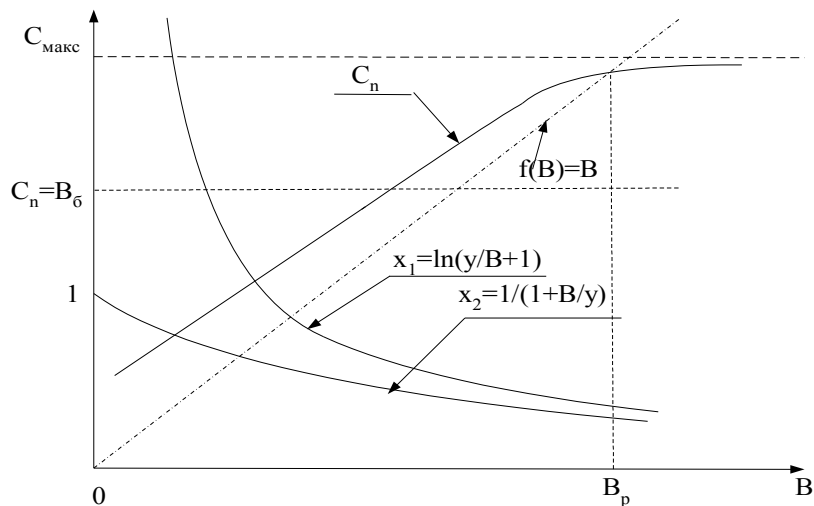


Рисунок 1 – Характер залежностей величин C_n, x_1, x_2 від швидкості посимвольного обміну B

III Пропускна спроможність при дискретизації смуги пропускання каналу

Ідея другого способу підвищення пропускної спроможності витікає із багаторівневої частотної маніпуляції, коли вихідна двійкова послідовність розбивається на відповідне число біт (дібіти, трибіти і т. д.) для визначення однієї з можливих частот несучої, переданої в даний момент. При цьому для передачі k комбінацій потрібно використовувати k частот із діапазону ΔF . Наприклад, при передачі чотирьох комбінацій дібітами потрібно чотири частоти (див. рис. 2), що є не досить економічним, оскільки при k частотах можливим є $n = 2^k$ їх комбінацій (якщо $k = 4$, то $n = 16$).

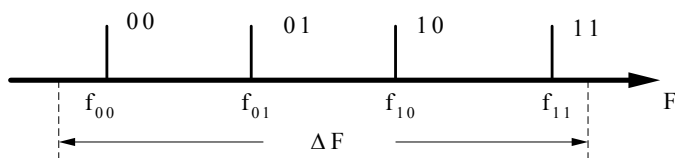


Рисунок 2 – Чотирьохрівнева частотна маніпуляція

Тому як другий спосіб підвищення пропускної спроможності каналів передачі даних авторами пропонується дискретизація (розбиття) загальної визначеної наперед і, як можна широкої, смуги пропускання каналу ΔF на певну кількість k частотних дискрет (піддіапазонів) шириною ΔF_{di} кожна, по яких одночасно передаються n сигналів

$$k = \Delta F / \Delta F_{di}$$

так, що їх сукупність утворює певне k – розрядне повідомлення. Якщо за час однієї послілки (тривалість елементарного аналогового сигналу типу відрізка синусоїди основної частоти дискрети) одночасно передається k різночастотних посилок, то це є еквівалентом одночасної передачі інформації про k двійкових

розрядів, і загальне число варіантів повідомлень (дискретного (цифрового) сигналу (алфавіт)) складе $n = 2^k$. Розширення алфавіту повідомлень (дискретних сигналів) можливе при збільшенні кількості k частотних дискрет (за рахунок розширення загальної смуги пропускання ΔF чи за рахунок зменшення ширини цих дискрет $\Delta F_{\partial i}$). Ширина кожної із i ($i = 1, 2, \dots, k$) частотних дискрет $\Delta F_{\partial i}$ та частотний проміжок між ними мають вибиратися так, щоби виключити взаємні впливи сигналів сусідніх дискрет.

На рис. 3 надано приклад використання частотної дискретизації при одночасній передачі повідомлення 11...0...1, яке складається із k двійкових розрядів.

При такому підході і збереженні вимог до ймовірності викривлення символів $P_{\text{вик}}$ та потужності $P_{\text{сд}}$ сигналу в межах однієї дискрети, співвідношення сигнал/завада за рахунок зменшення ширини смуги в k разів збільшується, що може бути використаним в деяких напрямках.

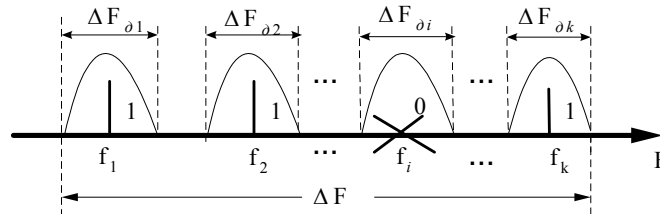


Рисунок 3 – Дискретизація смуги пропускання каналу

Перший з цих напрямків полягає в збереженні попереднього співвідношення сигнал/завада за рахунок зменшення в k разів потужності сигналу в межах відповідної дискрети. Це дозволяє при збереженні загальної потужності, яка є потрібною для передачі k – розрядного повідомлення на попередньому рівні $P_c = k \cdot P_{\text{сд}}$, збереженні вимог до ймовірності $P_{\text{вик}}$ викривлення символів, збільшити в k разів швидкість передачі інформації до $B \cdot k$ (біт/с).

Зрозуміло, що при швидкості передачі інформації B мінімальну ширину кожної із дискрет можна визначити як $\Delta F_{\partial i} = B$ Гц і тоді можлива кількість частотних дискрет складе

$$k = \Delta F / \Delta F_{\partial} = \Delta F / B ,$$

а максимальна швидкість $B_{\text{чдмакс}}$ передачі інформації, тобто пропускна спроможність каналу при частотній дискретизації –

$$B_{\text{чдмакс}} = C_{\text{чд}} = B \cdot k = B \cdot \Delta F / B = \Delta F \text{ (біт/с)} .$$

Приклад. При $B = 9600$ біт/с, $\Delta F = 10^{12}$ Гц, кількості дискрет $k = 10^{12} / 9600 > 10^7$, пропускна спроможність каналу досягає величини $C_{\text{чд}} = \Delta F = 10^{12}$ біт/с, що є недосяжним для методу прямого розширення смуги пропускання каналу. Правда, забезпечити при цьому кількість частотних дискрет, яка досягає $k > 10^7$, є складною технічною задачею.

Зменшити цю кількість можна за рахунок збільшення швидкості передачі інформації в межах кожної із дискрет, а отже, за рахунок збільшення їх смуги пропускання і, як наслідок, – зменшення кількості цих дискрет. Але виникає питання щодо меж такого збільшення швидкості посимвольної передачі.

Отже, другий з цих напрямків полягає в застосуванні такої швидкості посимвольної передачі B , яка була б максимальною і забезпечувала б ефективне використання смуги пропускання каналу. Для визначення такої швидкості можна використати наведену в [2] для методу прямого розширення смуги пропускання каналу залежність виду $C_n / (P_c / N_0) = f(\Delta F / (P_c / N_0))$. З графіка цієї функції, наданого на рис. 4, видно, що зі збільшенням смуги пропускання ΔF каналу (чи, в нашому випадку, дискрети) його пропускна спроможність швидко зростає доти, доки середні потужності шуму і сигналу не порівнюються. Потім вона зростає поволі, асимптотично наближаючись до визначеного вище значення $1,443 \cdot h^2$. Отже максимально ефективно використання смуги пропускання каналу забезпечується при $\Delta F / (P_c / N_0) = 1$, чи при $\Delta F = P_c / N_0$.

Поширюючи отриманий висновок на метод частотної дискретизації, робимо наступний висновок.

Максимально можливе ефективне використання смуги пропускання частотної дискрети забезпечується при $\Delta F_{di} = B = P_c / N_0$. Для цих умов при $B = P_c / N_0$ пропускна спроможність в межах дискрети складає також $C_\delta = P_c / N_0$, можлива кількість дискрет складе:

$$k = \Delta F / \Delta F_\delta = \Delta F / (P_c / N_0),$$

а значення пропускної спроможності каналу, як і в першому напрямку

$$B_{\text{чдмакс}} = C_\delta \cdot k = (P_c / N_0) \cdot \Delta F / (P_c / N_0) = \Delta F.$$

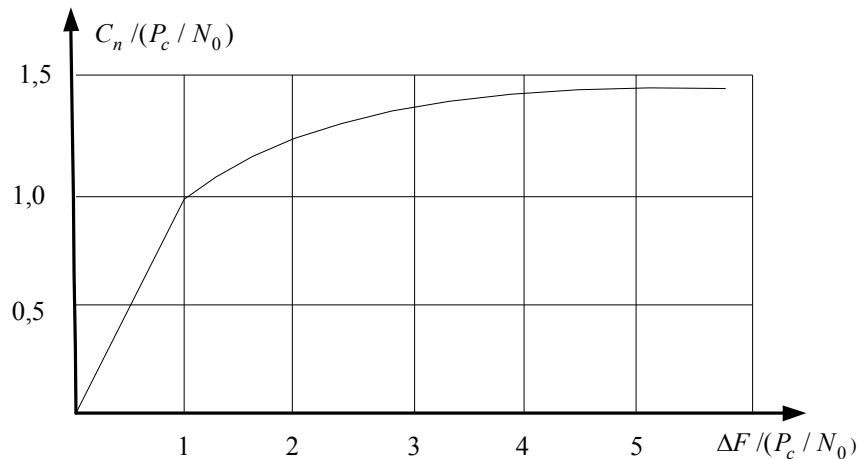


Рисунок 4 – Залежність $C_n / (P_c / N_0) = f(\Delta F / (P_c / N_0))$

Приклад. Для розрахунку пропускної спроможності даного методу використаємо певні характеристики каналу, визначені раніше для методу прямого розширення смуги пропускання каналу: ширина смуги пропускання каналу $\Delta F = 10^{12}$ Гц, співвідношення сигнал/завада при швидкості посимвольного обміну $B = 9600$ біт/с дорівнює

$$h^2 = P_c / P_s = P_c / (B \cdot N_0) = 10.$$

Якщо використати другий із напрямків, то $C_\delta = P_c / N_0 = B \cdot h^2 = 96 \cdot 10^3$ Гц. Отже оптимальна кількість частотних дискрет дорівнюватиме

$$k = \Delta F / (P_c / N_0) = 10^{12} / (96 \cdot 10^3) \approx 10,4 \cdot 10^6;$$

при $h^2 = 3100$ ($\approx 30\text{дБ}$) пропускна спроможність кожної із дискрет дорівнюватиме $C_\delta = B \cdot h^2 = 29,76 \cdot 10^6$, а їх кількість складе $k = 10^{12} / (29,76 \cdot 10^6) \approx 33,6 \cdot 10^3$, що є суттєво меншим, ніж при використанні першого із напрямків, але є все ще складним для технічної реалізації.

Якщо ж узяти пропускну спроможність, яка є максимально досяжною для метода прямого розширення смуги пропускання $C_n = 231328$ Гц, і використати наведені вище умови при $B = 9600$ біт/с із смугою пропускання дискрети $C_\delta = 96 \cdot 10^3$, то їх потрібна кількість складе $k = 231328 / (96 \cdot 10^3) = 2,4$ дискрети. Тобто використання лише трьох частотних дискрет дозволяє значно перевищити максимально досяжну для метода прямого розширення смуги пропускання каналу.

IV Висновок

Порівняння розглянутих методів підвищення пропускної спроможності каналів передачі даних дозволяє зробити висновок щодо суттєвих переваг запропонованого авторами методу частотної дискретизації, який забезпечує порівняно із відомим методом прямого розширення смуги пропускання каналу значно більшу швидкість передачі інформації і, за рахунок цього, підвищити доступність

інформаційних об'єктів в розподілених мережах.

Література: 1. Шеннон К. *Работы по теории информации и кибернетики:* – М., 1963. 2. Алишев Я. В. *Пределная пропускная способность и потенциальная помехоустойчивость оптических сетей и систем телекоммуникаций.* // Доклады БГУИР. 2004. – Т. 2, № 2. – С. 43-45. 3. Котельников В. А. *Теория потенциальной помехоустойчивости.* М., 1956. 4. Семенов Ю. А. *Преобразование, кодировка и передача информации.* // На сайті http://book.itep.ru/2/21/trans_21.htm. 5. *Локальные компьютерные сети. Электронный учебник.* // На сайті <http://dvoika.net/infor/top/Glava%2012/Index1.htm>.