УДК 621.396.662

ЗАСТОСУВАННЯ ОПЕРАЦІЙ БЕЗ ПЕРЕНОСУ У ВИСОКОШВИДКІСНИХ ОБЧИСЛЮВАЛЬНИХ СИНТЕЗАТОРІВ ЧАСТОТИ (DDS)

ПОЛІКАРОВСЬКИХ О.І., ТРОЦИШИН І.В.

Хмельницький національний університет
Одеська національна академія зв'язку ім.. О.С.Попова

THE USE OF NO TRANSFER OPERATIONS IN A DIRECT DIGITAL SYNTHESIZER (DDS)

POLIKARODSKIH O.I., TROTSISHIN I.V.

Khmelnitsky national university
Odessa national academy of telecommunications n.a. A.S.Popov

Анотація. *Розглянуто математичні оператори для побудови високошвидкісних фазових акумуляторів обчислювальних синтезаторів частоти. Запропоновані структури фазових акумуляторів із відсутністю проблеми затриманого переносу. Застосування запропонованих структур фазових акумуляторів дозволить зменшити енергоспоживання синтезаторів та покращити їх тактико-технічні характеристики.*

Abstract. *The mathematical operators to build high-speed phase frequency synthesizers computer batteries. The proposed structure of phase with the lack of battery problems detainee transfer. Application of the proposed structures of phase will reduce battery consumption synthesizers and improve their performance characteristics.*

ПОСТАНОВКА ЗАДАЧІ

Обчислювальні синтезатори частоти відіграють важливу роль у сучасних цифрових комунікаціях. Це забезпечується багатьма значними перевагами перед іншими типами синтезаторів: швидкість переналаштування частоти, висока розрізнювальна здатність, широка синтезована смуга частот. Одночасно із зростанням робочих частот синтезатора зростає їх енергоспоживання, що є неприйнятним для портативної апаратури. Отже необхідно шукати структуру синтезатора в КМОП технології, яке вирішило б питання високих робочих частот синтезатора з одночасних низьким енергоспоживанням.

АНАЛІЗ ДОСЛІДЖЕНЬ І ПУБЛІКАЦІЙ

Основним функціональним блоком синтезатора частоти є акумулятор фази. Важливою проблемою такого акумулятора є проблема поширення переносу [1]. Затримка поширення сигналу переносу призводить до нерівномірності формування сигналів переповнення фазового акумулятора і відповідно до формування квазіперіодичного вихідного сигналу – секвентності. N-бітний фазовий акумулятор може бути побудований за допомогою N-бітового суматора та N D-тригерів. На практиці такий фазовий акумулятор не може здійснити додавання за один тактовий інтервал, через затримку результату на кожному одиничному суматорі. В роботі [1] запропоновано для зменшення залежності затримки поширення сигналів переносу, операнди та сигнали переносу необхідно захоплювати у стійкі стани D-тригерами. У разі застосування чотирьохбітних ядер суматорів, структурна схема такого акумулятора фази набуде наступного вигляду – рис.1.

Для підтримання коректного стану акумулятора, протягом часу виконання додавання необхідно підтримувати значення фазового слова на вході схеми. А результат акумулювання з'явиться на виході акумулятора лише через певну кількість тактів. Для прикладу на рис.2 це складе 9 повних тактових циклів. Крім того для 32-х бітного акумулятора з 4-х бітовою конвеєрною організацією, схема вимагає 144 D-тригера, чітка синхронізація яких є окремою складною науково-технічною задачею. Для спрощення схеми та зменшення кількості D-тригерів застосовують схеми перекосів на основі регістрів вирівнювання затримки. Платою за таке спрощення є зменшення частоти оновлення станів тригерів тільки f_s/N, де N – кількість станів конвеєра.

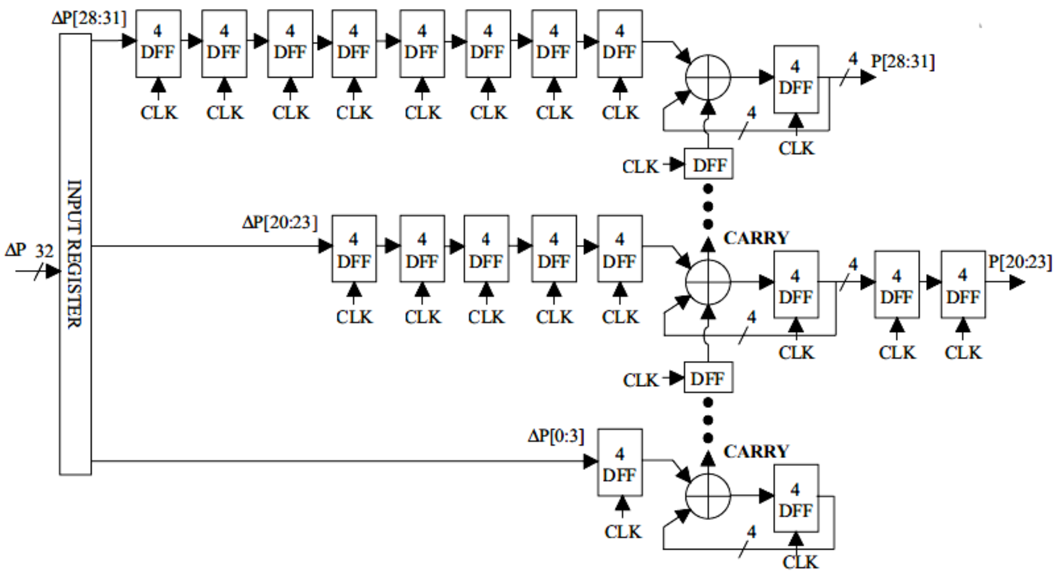

Рисунок 1 – Технологія 32-бітового фазового акумулятора з 4-х розрядними суматорами [1]

Фазове слово, що надходить до фазового акумулятора, у більшості випадків формується у схемах з набагато меншою швидкодією, і часто асинхронно до опорного джерела DDS. Для дозволу асинхронного завантаження вхідного фазового слова необхідно додатково використовувати подвійну буферизацію входу фазового акумулятора Вихідні елементи затримки будуються аналогічно до вхідних, так щоб молодші біти отримували найбільшу затримку, а найбільш важливі старші біти отримували мінімальну затримку. На рис. 2 дані найбільш значущих 12 біт фазового акумулятора затримуються в конвеєрних регістрах для досягнення повної синхронізації у конвертері фаза-амплітуда. Спрощення структури такого акумулятора фази досягається шляхом зменшення кількості регістрів затримки у молодших менш значущих бітах. Це стає можливим через те, що лише старші біти з виходу фазового акумулятора використовуються для перетворення фазових відліків у синусоїдальну функцію. Затримка між появою актуального значення фази на виході та завантаженням вхідного фазового слова складе 9 повних тактових циклів.

Проаналізуємо можливість побудови накопичувального суматора без проблеми затримки поширення переносу. Переважна більшість суматорів використовують класичний базис Радемахера. Суматор може бути прискорений за рахунок застосування систем числення без залишків. Такі системи числення не мають елементів переносу між розрядами, отже проблема біжучого перенесення для них не існує. Вперше таку ідею висловив Хармут Х. у книзі «Теорія секвентного аналізу». Проте кодування та декодування з однієї системи представлення чисел у іншу займає певний час і зменшує виграш від зростання швидкості обчислення.

Підчас додавання та віднімання у двійковій системі числення виникає необхідність перенесення цифр із розряду в розряд. Якщо традиційні операції додавання та віднімання замінити на еквівалентні операції, які не потребують перенесення цифр із розряду у розряд, то це призведе до зменшення часу лічби. Крім того, зникне необхідність в обладнанні для виконання операцій переносу із розряду у розряд.

Спроби знайти більш ефективні еквіваленти операцій додавання і віднімання здаються на перший погляд нереальними. Однак це не так. Очевидним еквівалентом операції додавання у цифрових системах є додавання за модулем 2. Однак крім цієї основної операції потрібна ще одна операція, що є еквівалентною операції віднімання і , так саме як операція додавання за модулем 2, повинна бути основною. Нехай ми додаємо числа p та q. Сума $p+q$ не може бути перетворена назад у її доданки p та q, бо вона містить менше інформації, ніж її доданки p та q. Якщо ж визначити також різницю чисел $p-q$, то можна повернутися від $p+q$ і $p-q$ назад до p та q:

$$(p+q)+(p-q)=2p, \qquad (1)$$

У табл. 1 наведена таблиця істинності для додавання за модулем 2 двох чисел p та q, кожне з яких складається із однієї двійкової цифри. Символ $\oplus$ використовується для додавання за модулем 2.

Таблиця 1 – Дія оператора додавання за модулем 2 (а) і оператора Сєрла на окремі двійкові цифри (б,в)

а)

		q	
	$p \oplus q$	0	1
p	0	0	1
	1	1	0

б)

		q	
	$p \overline{\oplus} q$	0	1
p	0	1	0
	1	1	0

в)

		q	
	$q \overline{\oplus} p$	0	1
p	0	1	1
	1	0	0

Через те що $0 \oplus 0$ та $1 \oplus 1$ дорівнюють 0, то віднімання (яке ми будемо позначати символом $\overline{\oplus}$) необхідно визначити так, щоб $0 \overline{\oplus} 0$ та $1 \overline{\oplus} 1$ мали різне значення. Ці зауваження стосуються доданків $0 \oplus 1 = 1$ і $1 \oplus 0 = 1$. В табл. 1 (б,в) наведені єдино можливі нетривіальні визначення операції $\overline{\oplus}$. Значення суми $p \oplus q$ і різниць $p \overline{\oplus} q$, $q \overline{\oplus} p$ дозволяють знайти *p* та *q* окремо.

Визначення операції $\overline{\oplus}$ має один недолік: $p \overline{\oplus} q$ не залежить від *p*, а $q \overline{\oplus} p$ не залежить від *q*. Відповідності до табл. 1 (б,в), $q = 0$ означає $p \overline{\oplus} q = 1$, а $q = 1$ означає $p \overline{\oplus} q = 0$ незалежно від значення *p*. Хоча у визначенні операції $\overline{\oplus}$ немає математичної помилки, від такого простого визначення не слід очікувати якогось значного практичного результату. Складність цієї ситуації, що виникла при застосуванні її до двійкових цифр, можна обійти, якщо цю операцію визначити у застосуванні до пари двійкових чисел. У таблиці 2 наведено результати додавання за модулем 2 пар двійкових чисел. Цю таблицю можна легко з табл. 1 (а). Операція $\overline{\oplus}$ визначена у табл. 1 (б). Легко побачити, що $p \overline{\oplus} q$ тепер залежить від *p* та *q*.

Існують також інші визначення операцій додавання та віднімання пар двійкових чисел. Отже операції, що наведені у табл. 2, можливо не є найкращими. Методи формування таких операцій розглядаються у теорії груп, у розділах, що присвячені кільцям.

Таблиця 2 – Дія оператора додавання за модулем 2 (а) і оператора Сєрла на пару двійкових цифр (б)

а) q

	$p \oplus q$	00	01	10	11
	00	00	01	10	11
p	01	01	00	11	10
	10	10	11	00	01
	11	11	10	01	00

б) q

	$p \oplus q$	00	01	10	11
	00	00	10	11	01
p	01	11	01	00	10
	10	01	11	10	00
	11	10	00	01	11

Таблиця 3 – Визначення зворотних операцій $\oplus_i$ та $\overline{\oplus}_i$, яка відповідають прямим операціям $\oplus$ та $\overline{\oplus}$, що визначені у таблиці 2

$$(p \oplus q) \oplus_i (p \overline{\oplus} q) = p$$

а) $p \overline{\oplus} q$

		00	01	10	11
	00	00	01	10	11
$p \oplus q$	01	10	11	00	01
	10	11	10	01	00
	11	01	00	11	10

$$(p \oplus q) \overline{\oplus}_i (p \overline{\oplus} q) = q$$

б) $p \overline{\oplus} q$

		00	01	10	11
	00	00	01	10	11
$p \oplus q$	01	11	10	01	00
	10	01	00	11	10
	11	10	11	00	01

Для того щоб відновити значення p та q по значенням $p \oplus q$ і $p \overline{\oplus} q$ необхідно визначити зворотні операції. Для цього використаємо рівняння (1), яке визначає зворотній процес для звичайного додавання та віднімання. Проте формули (1) дають $2p$ та $2q$ замість p та q. Але ми поки не визначили процес ділення, який би відповідав операціям $\oplus$ та $\overline{\oplus}$, тому визначимо дві зворотні операції $\oplus_i$ та $\overline{\oplus}_i$ наступним чином:

$$(p\oplus q)\oplus_i(p\overline{\oplus}q)=p\,,\ (p\oplus q)\overline{\oplus}_i(p\overline{\oplus}q)=q\,. \tag{2}$$

У явному вигляді визначення цих операцій наведені в таблиці 3. Спочатку за допомогою табл. 2 знаходять ті значення p та q, які визначаються відповідною парою $p\oplus q$ і $p\overline{\oplus}q$. Так, наприклад, $p\oplus q=01$ і $p\overline{\oplus}q=11$ визначають пару $p=01$ і $q=00$. Дійсно, жодні інші пари p,q не дають $p\oplus q=01$ і $p\overline{\oplus}q=11$.

Знаки + та – використовуються як оператори, якщо вони означають додавання та віднімання. Разом з тим їх використовують для розрізнення додатних і від’ємних чисел. Таким чином, перехід від + до $\oplus$ і від – до $\overline{\oplus}$ суттєво змінює значення лише символів. Оператори $\oplus$ та $\overline{\oplus}$ можуть діяти як на додатні так і на від’ємні числа. Пояснимо дію цих операторів на від’ємні числа. Правила для додавання за модулем 2 від’ємних чисел:

$$(-p)\oplus q=p\oplus(-q)=-(p\oplus q)\,,\ (-p)\oplus(-q)=p\oplus q \tag{3}$$

Через те що $p\oplus q$ і $(-p)\overline{\oplus}(-q)$ дають $p\oplus q$, то необхідно вимагати, щоб $p\overline{\oplus}q$ і $(-p)\overline{\oplus}(-q)$ давали операції з протилежними знаками, якщо ці операції повинні бути зворотними. Тому лише єдиним можливим варіантом є $(-p)\overline{\oplus}(-q)=-(p\overline{\oplus}q)$. Аналогічно співвідношення $(-p)\oplus q=p\oplus(-q)$ приводить до умови, щоб $(-p)\overline{\oplus}q$ і $p\overline{\oplus}(-q)$ мають протилежні знаки, хоча лишається свобода вибору від’ємного знака для $(-p)\overline{\oplus}q$ або $p\overline{\oplus}(-q)$.

Приймемо наступні правила:

$$(-p)\overline{\oplus}q=(-p)\overline{\oplus}(-q)=-(p\overline{\oplus}q)\,,\ p\overline{\oplus}(-q)=p\oplus q \tag{4}$$

Правила для зворотних операцій $\oplus_i$ та $\overline{\oplus}_i$ не можна вивести незалежно; їх слід отримати із формул 3 та 4, використовуючи підстановки $a=p\oplus q$ і $b=p\overline{\oplus}q$, отримуємо

$$(p\oplus q)\oplus_i(p\overline{\oplus}q)=a\oplus_i b=p\,;\ (p\oplus q)\overline{\oplus}_i(p\overline{\oplus}q)=a\overline{\oplus}_i b=q \tag{5}$$

За допомогою формул 3 та 5 знайдемо наступні співвідношення:

$$-p=\ (-p)\oplus q\ \ \oplus_i\left[(-p)\overline{\oplus}q\right]=\ -(p\oplus q)\ \ \oplus_i\ \ -(p\oplus q)\ \ -(a\oplus_i b)=(-a)\oplus_i(-b)$$

$$-p=\ (-p)\oplus(-q)\ \ \oplus_i\ \ (-p)\oplus(-q)\ =\ p\oplus q\ \ \oplus_i\left[-(p\overline{\oplus}q)\right]-(a\oplus_i b)=a\oplus_i(-b)$$

Таким чином, можна отримати усю сукупність правил знаків для зворотних операцій:

$$a\oplus_i(-b)=(-a)\oplus_i(-b)=-(a\oplus_i b)\,;$$

$$(-a)\oplus_i b=a\oplus_i b\,; \tag{6}$$

$$(-a)\overline{\oplus}_i b=a\overline{\oplus}_i(-b)=-(a\overline{\oplus}_i b)\,;$$

$$(-a)\overline{\oplus}_i(-b)=a\overline{\oplus}_i(-b)=a\overline{\oplus}_i b\,. \tag{7}$$

Через те, що числові значення зворотних операцій в табл. 3 витікають з табл. 2 і правил знаків у формулах (6) та (7), були отримані із правил, що задані формулами (3) та (4), то тепер ми можемо виразити операції $\oplus_i$ та $\overline{\oplus}_i$ через операції $\oplus$ та $\overline{\oplus}$. Спочатку розглянемо звичайні додавання та віднімання та їх зворотні операції:

$$(p+q)+_i(p-q)=p\,;\ (p+q)-_i(p-q)=q\,. \tag{8}$$

Звичайні додавання та віднімання дають

$$(p+q)+(p-q)=2p\,;\ (p+q)-(p-q)=2q\,. \tag{9}$$

Операції $+_i$ та $-_i$ можна виразити через операції + та –:

$$(p+q)+_i(p-q)=[(p+q)+(p-q)]\frac{1}{2};$$

$$(p+q)-_i(p-q)=[(p+q)-(p-q)]\frac{1}{2}. \quad (10)$$

Рівняння (10) показує, що операція ділення повинна бути визначена до того, як можна обернути звичайне додавання та віднімання, не вводячи зворотні операції $+_i$ та $-_i$. Тепер підставимо $p\oplus q$ та $p\overline{\oplus}q$ замість p та q в табл. 2, яка визначить операції $(p\oplus q)\oplus(p\overline{\oplus}q)$ та $(p\oplus q)\overline{\oplus}(p\overline{\oplus}q)$. Із порівняння з таблицею, яка визначає операції $(p\oplus q)\oplus_i(p\overline{\oplus}q)$ і $(p\oplus q)\overline{\oplus}_i(p\overline{\oplus}q)$, отримуємо наступні правила ($a=p\oplus q, b=p\overline{\oplus}q$):

$$a\oplus_i b=a\oplus b\oplus S \qquad\qquad a\overline{\oplus}_i b=a\overline{\oplus}b\oplus S$$

$$S=\begin{cases}00 & a=00\\ 11 & a=01\\ 01 & a=10\\ 10 & a=11\end{cases} \qquad\qquad S=\begin{cases}00 & b=00\\ 11 & b=01\\ 01 & b=10\\ 10 & b=11\end{cases} \quad (11)$$

Операції без переносу, які визначені вище, можуть використовуватись для виконання перетворень з великою швидкістю.

ВИСНОВКИ

Розглянуто причини виникнення затримки синтезованих сигналів у обчислювальних синтезаторах частоти і виявлено, що однією з найважливіших причин є затримка сигналів переносу у фазовому акумуляторі синтезатора (класичному накопичувальному суматорі). Розглянуто можливості застосування нових математичних підходів для побудови фазових акумуляторів без проблеми затримки поширення сигналів переносу із розряду у розряд кодового слова. Розглянута можливість застосування операцій Булевої алгебри над парою чисел для покращення швидкодії синтезатора. Наведений математичний апарат дозволить побудувати цифровий обчислювальний синтезатор без проблеми затримки переносу із розряду у розряд, за рахунок деякого ускладнення структури фазового акумулятора.

ЛІТЕРАТУРА

1. Vankka J. Direct Digital Synthesizers: Theory, Design and Applications/ J. Vankka // Helsinki University of Technology. – 2000. – С. 192.
2. Byung-Do Yang, Jang-Hong Choi, Seon-Ho Han An 800-MHz Low-Power Direct digital Frequency synthesizer With an On-Chip D/A converter/ Byung-Do Yang // IEEE Jornal of solid-state circuits, vol. 39. – №5. – 2004.
3. Николайчук Я.М, Теоретичні засади та принципи побудови арифметико-логічного пристрою на основі вертикально-інформаційної технології / Я. М. Николайчук, О. М.Заставний, П.В. Гуменний // Вісник ХНУ. – 2012. – № 2. – С. 190–196.
4. Хармут Х. Теория секвентнго анализа: основы и применение.: пер. с англ./Под ред. Л.М. Сорокко. – М.: Мир. – 1980. – С. 578.