ІНФОКОМУНІКАЦІЙНІ ТЕХНОЛОГІЇ ТА ЕЛЕКТРОННА ІНЖЕНЕРІЯ
INFORMATION AND COMMUNICATION TECHNOLOGIES, ELECTRONIC ENGINEERING

№ 3 (1), 2023

https://doi.org/10.23939/ictee2023.01.146

МЕТОД МІНІМІЗАЦІЇ БУЛЕВИХ ФУНКЦІЙ ДЛЯ ПРОЄКТУВАННЯ ЦИФРОВИХ КОМБІНАЦІЙНИХ СХЕМ

В. Мінзюк

Національний університет "Львівська політехніка", вул. С. Бандери, 12, Львів, 79013, Україна

Відповідальний за рукопис: Вадим Мінзюк (e-mail: vadym.v.minziuk@lpnu.ua).

(Подано 18 квітня 2023)

Розглянуто двоетапний метод мінімізації булевих функцій для проєктування цифрових комбінаційних схем. На першому етапі здійснюють пошук простих кон'юнктермів методом побітового розбиття множини вихідних кон'юнктермів. Тавтологія не виникає, кон'юнктерми низького рангу виявляють без здійснення проміжних склеювань. На другому етапі виконується пошук мінімальної множини простих кон'юнктермів методом ланцюгового покриття таблиці простих кон'юнктермів. У циклічній частині віднаходять фрагменти ланцюгових функцій, покриття яких відбувається доволі просто. Для зменшення обчислювального навантаження в точках розгалуження ланцюгів можна прийняти рішення про входження чи вилучення відповідного простого кон'юнктерма з кінцевої множини на підставі розрахунку коефіцієнта складності в околі розгалуження. Запропонований метод є евристичним.

Ключові слова: *мінімізація; булева функція; кон'юнктерм; покриття; цифровий комбінаційний пристрій.*
УДК 62-507

1. Аналіз останніх досліджень та публікацій

Під час проєктування цифрових комбінаційних схем виникає потреба мінімізації логікових функцій, що реалізовуються цими схемами.

Першим етапом мінімізації булевих функцій n змінних є пошук множини усіх простих кон'юнктивних термів (кон'юнктермів). Відомі методи [1–6] призводять до появи тавтології, що, своєю чергою, у разі великої розмірності функції різко збільшує витрати обчислювальних ресурсів.

На другому етапі здійснюється мінімальне покриття, тобто пошук такої підмножини простих кон'юнктермів, що містить всі мінтерми вихідної функції; сума рангів усіх кон'юнктермів у ній має бути мінімальною. Ця задача є комбінаторною неполіномного типу. Відповідно, існують лише степеневі алгоритми її розв'язання [1–3, 6, 7].

2. Постановка проблеми і формулювання цілі статті

Із розвитком технологій зростає ступінь інтеграції напівпровідникових схем і разом з тим збільшується розмірність логікових функцій, що реалізують такі схеми. У результаті зростають витрати ресурсів (машинного часу та пам'яті) на розв'язання практичних задач мінімізації. Виникає потреба нових підходів для розширення кола вирішуваних завдань.

У [8] розглянуто спосіб спрощення задачі покриття булевої функції у разі наявності циклічної частини в таблиці простих кон'юнктермів, якщо в такій циклічній частині є ланцюжки кон'юнктермів однакового рангу. Розвиваючи цю ідею, розробили метод ланцюгового покриття, що враховує взаємне розташування кон'юнктермів у двійковому просторі.

На основі [9–11] розроблено й опубліковано [12] метод пошуку простих кон'юнктермів побітовим розбиттям множини. Розроблений метод, на відміну від відомих підходів [1–6], дає змогу одержувати кон'юнктерми високого рангу без проміжних склеювань і без тавтології.

Об'єднавши запропонований метод ланцюгового покриття і метод пошуку простих кон'юнктермів побітовим розбиттям множини, одержимо метод мінімізації логікових функцій, що позбавлений тавтології і може практично застосовуватись для проєктування цифрових комбінаційних схем.

3. Перший етап мінімізації: пошук простих кон'юнктермів

На першому етапі мінімізації використаємо для пошуку простих кон'юнктермів метод побітового розбиття множини [12]. Булеву функцію, задану множиною мінтермів, подаємо в числовій формі. Для цього кодуємо нулями та одиницями прямі та інверсні змінні в кожному термі. (Змінні в усіх термах мають бути розташовані в однаковій послідовності). Встановлюємо код помітки кожного мінтерма, який дорівнює нулю. Надалі, якщо мінтерм бере участь у склеюванні за певним бітом, в його коді помітки відповідний біт встановлюють на одиницю. Починаючи зі старшого біта, розділяємо множину на дві підмножини. Якщо кількість елементів у підмножині становить 2^q (де q – номер відповідного біта), то одержана множина склеюється, а в елементах другої отриманої множини необхідно замінити відповідний біт символом поглинання. Якщо жодна із двох підмножин не склеїлась, тоді шукаємо множину кон'юнктермів із поглинутим розглядуваним бітом, порівнюючи елементи двох підмножин. Оскільки підмножини впорядковані, для цього потрібна кількість порівнянь, що не перевищує кількості елементів у одній з підмножин. Для кожної з одержаних множин визначають код помітки як побітову кон'юнкцію кодів помітки її елементів. Якщо цей код відмінний від нуля, множина вилучається з подальшого розгляду. До множин, що залишились, застосовується описана вище процедура. Отже, опрацьовують підмножини незалежно одну від одної, це можна зробити в паралельних потоках. Після завершення опрацювання усіх множин одержані кон'юнктерми вважають простими, якщо їх код помітки дорівнює нулю. Тоді можна переходити до другого етапу мінімізації – покриття.

Приклад

Нехай задано булеву функцію семи змінних

$Y^1 = \{(62), (122), (58), (55), (54), (53), (49), (48), (14), (10), (8), (7), (6), (5), (1), (0), (39), (38), (23), (22), (103), (102), (87), (86)\}^1$

Розв'язання

Упорядкуємо елементи множини за зростанням. Встановимо для них нульовий код помітки, оскільки жоден елемент ще не склеювався з іншим.

$\{(0)^0, (1)^0, (5)^0, (6)^0, (7)^0, (8)^0, (10)^0, (14)^0, (22)^0, (23)^0, (38)^0, (39)^0, (48)^0, (49)^0, (53)^0, (54)^0, (55)^0, (58)^0, (62)^0, (86)^0, (87)^0, (102)^0, (103)^0, (122)^0\}^0$

Код помітки множини є побітовою кон'юнкцією кодів помітки всіх елементів, тому нуль.

Розділимо множину за найстаршим (шостим) бітом. У першу множину потрапляють елементи, менші за $2^6 = 64$, інші – в другу множину.

$\{(0)^0, (1)^0, (5)^0, (6)^0, (7)^0, (8)^0, (10)^0, (14)^0, (22)^0, (23)^0, (38)^0, (39)^0, (48)^0, (49)^0, (53)^0, (54)^0, (55)^0, (58)^0, (62)^0\}^0$

$\{(86)^0, (87)^0, (102)^0, (103)^0, (122)^0\}^0$

Кількість елементів у кожній із одержаних множин менша за 2^6, тому жодну не можна замінити кон'юнктермом із поглинутими бітами.

Шукаємо кон'юнктерми, що склеюються за шостим бітом. Для цього віднімемо 64 від кожного елемента другої множини:

$\{(22)^0, (23)^0, (38)^0, (39)^0, (58)^0\}^0$

Шукаємо однакові числа в двох множинах. Одержуємо множину кон'юнктермів, у яких поглинутий шостий біт:

$\{(22{,}86)^0, (23{,}87)^0, (38{,}102)^0, (39{,}103)^0, (58{,}122)^0\}^0$

Код помітки одержаних кон'юнктермів дорівнює побітовій кон'юнкції кодів помітки кон'юнктермів, що брали участь у склеюванні. Код помітки останніх змінюється у вихідній множині.

$\{(0)^0, (1)^0, (5)^0, (6)^0, (7)^0, (8)^0, (10)^0, (14)^0, (22)^{64}, (23)^{64}, (38)^{64}, (39)^{64}, (48)^0, (49)^0, (53)^0, (54)^0, (55)^0, (58)^{64}, (62)^0\}^0$
$\{(86)^{64}, (87)^{64}, (102)^{64}, (103)^{64}, (122)^{64}\}^{64}$

Оскільки код помітки другої множини відмінний від нуля, це значить, що всі кон'юнктерми цієї множини взяли участь у склеюванні. Цю множину вилучаємо з подальшого розгляду. Одержані множини розглядаємо окремо одну від одної.

Розіб'ємо одержану множину за п'ятим бітом.

$\{(22{,}86)^0, (23{,}87)^0\}^0$
$\{(38{,}102)^0, (39{,}103)^0, (58{,}122)^0\}^0$

Тут склеювань за п'ятим бітом не буде. Очевидно, що елементи першої з одержаних підмножин склеюються по нульовому біту. Ця множина вилучається з подальшого розгляду. Натомість отримаємо $(22{,}87)^0$. Це простий кон'юнктерм, оскільки його код помітки нуль.

Розділимо за четвертим бітом другу з одержаних множин.

$\{(38{,}102)^0, (39{,}103)^0\}^0$
$\{(58{,}122)^0\}^0$

Тут склеювань за четвертим бітом немає. Елементи першої з одержаних підмножин склеюються по нульовому біту. Ця множина вилучається з подальшого розгляду. Натомість отримаємо $(38{,}103)^0$. Це простий кон'юнктерм, оскільки його код помітки нуль.

У другій з одержаних підмножин лише один кон'юнктерм. Очевидно, що він вже не склеїться з жодним іншим. Його код помітки нуль, тому (58,122) це простий кон'юнктерм.

Повертаємось до неопрацьованої множини, отриманої під час розбиття за шостим бітом. Розділимо її за п'ятим бітом.

$\{(0)^0, (1)^0, (5)^0, (6)^0, (7)^0, (8)^0, (10)^0, (14)^0, (22)^{64}, (23)^{64}\}^0$
$\{(38)^{64}, (39)^{64}, (48)^0, (49)^0, (53)^0, (54)^0, (55)^0, (58)^{64}, (62)^0\}^0$

Шукаємо склеювання по п'ятому біту. Для цього обнулимо його в елементах другої з одержаних підмножин.

$\{(6)^{64}, (7)^{64}, (16)^0, (17)^0, (21)^0, (22)^0, (23)^0, (26)^{64}, (30)^0\}^0$

Шукаємо збіги й одержуємо:

$\{(6{,}38)^0, (7{,}39)^0, (16)^0, (17)^0, (21)^0, (22{,}54)^0, (23{,}55)^0, (26)^{58}, (30)^0\}^0$

Встановлюємо нові коди помітки

$\{(0)^0, (1)^0, (5)^0, (6)^{32}, (7)^{32}, (8)^0, (10)^0, (14)^0, (22)^{96}, (23)^{96}\}^0$
$\{(38)^{96}, (39)^{96}, (48)^0, (49)^0, (53)^0, (54)^{32}, (55)^{32}, (58)^{64}, (62)^0\}^0$

Розділимо по четвертому біту множину

$\{(6,38)^0, (7,39)^0, (16)^0, (17)^0, (21)^0, (22,54)^0, (23,55)^0, (26)^{64}, (30)^0\}^0$

Отримаємо

$\{(6,38)^0, (7,39)^0\}^0$
$\{(16)^0, (17)^0, (21)^0, (22,54)^0, (23,55)^0, (26)^{64}, (30)^0\}^0$

Шукаємо склеювання по четвертому біту. Обнулюємо четвертий біт.

$\{(0)^0, (1)^0, (5)^0, (6,38)^0, (7,39)^0, (10)^{58}, (14)^0\}^0$

Шукаємо збіги й одержуємо:

$\{(6,54)^0, (7,55)^0\}^0$

– ці кон'юнктерми склеюються по нульовому біту. Одержаний кон'юнктерм $(6,55)^0$ має нульовий код помітки, тому він простий, відповідно, вихідна множина вилучається з подальшого розгляду.

$\{(6,38)^{16}, (7,39)^{16}\}^{16}$

– ця множина вилучається з подальшого розгляду, оскільки її код помітки відмінний від нуля.

$\{(16)^0, (17)^0, (21)^0, (22,54)^{16}, (23,55)^{16}, (26)^{64}, (30)^0\}^0$

Продовжуючи розбиття, знаходимо множину всіх простих кон'юнктермів:

$Y^1=\{(0,1),(8,0),(1,5),(10,8),(5,7),(14,10),(6,55),(6,14),(48,49),(58,122),(53,55),(49,53),(62,58),$
$(54,62), (38,103),(22,87)\}^1$.

4. Другий етап мінімізації: ланцюгове покриття множини простих кон'юнктермів

Основна складність мінімізації – знайти мінімальне покриття. Відомо декілька прийомів часткового спрощення цієї задачі [3, 6, 7, 8]. Зокрема, істотні кон'юнктерми одразу вводять у множину мінімального покриття і вилучають їх з подальшого розгляду разом із мінтермами, які вони містять. Множина простих кон'юнктермів, що залишились, являє собою циклічну частину, тобто кожен кон'юнктерм складається лише із частин, які містяться в інших кон'юнктермах цієї множини.

Для кожного мінтерма циклічної частини існує множина простих кон'юнктермів (не менше ніж два), що покривають його. Якщо множина простих кон'юнктермів, що покриває якийсь мінтерм, повністю міститься в множині для другого мінтерма, то другий мінтерм вилучається з розгляду, оскільки його гарантовано покриватиме один із мінтермів, що буде використаний для покриття першого мінтерма. Таке спрощення можна здійснити поглинанням стовпців таблиці простих кон'юнктермів [3, 6, 7].

В [8] запропоновано спосіб спрощення циклічної частини у випадку, коли прості кон'юнктерми однакового рангу утворюють ланцюг. Тобто кожен кон'юнктерм перетинається із двома іншими, причому ці два перетини є розбиттям кон'юнктерма на дві частини. Основне завдання цього підходу – упорядкувати кон'юнктерми в послідовності слідування в ланцюгу і пронумерувати. Процедура подальшого зчитування розв'язку тривіальна. Якщо ланцюг замкнений, то існує два розв'язки. Перший розв'язок – множина простих кон'юнктермів із непарними номерами, а другий розв'язок – із парними номерами. Якщо ланцюг розімкнутий, аналізуємо, парною чи непарною є кількість кон'юнктермів у ланцюгу. Якщо кількість непарна, то розв'язок покриття складається з кон'юнктермів з парними номерами. Якщо кількість кон'юнктермів m є парним числом, маємо $m/2$ рівноцінних розв'язків. Для запису кожного з цих розв'язків спочатку вибираємо кон'юнктерм із парним номером k в ланцюгу. Потім вносимо в цей розв'язок кон'юнктерми з парними номерами, менші від k, а також із непарними номерами, більші за k.

Розглянемо складніший випадок, коли кон'юнктерми в ланцюгу різних рангів.

Мета мінімізації – одержати такий запис логікової функції, що має найменший коефіцієнт складності в заданому базисі, тобто найменшу суму довжини та рангу. Довжина визначається кількістю термів, а ранг – це сума рангів термів. Отже, внесок кожного терма в коефіцієнт складності – це ранг терма, збільшений на одиницю. Називатимемо цей внесок вагою терма. Якщо вага деякого терму більша за суму ваг термів, що його перетинають, такий терм є неістотним, вилучається із подальшого розгляду, а ланцюг у цьому місці розривається, відповідно, задача розділяється на окремі потоки. В кожному з цих потоків перевіряємо, чи став істотним кон’юнктерм, який перетинається з вилученим.

Згідно з [8], якщо ланцюг замкнутий, є два тупикові розв’язки. Залишається розрахувати для них коефіцієнт складності та вибрати менший. Для розімкнутого ланцюга із непарною кількістю кон’юнктермів розв’язком буде множина кон’юнктермів із парними номерами. Для розімкнутого ланцюга із парною кількістю кон’юнктермів m необхідно розрахувати коефіцієнт складності для $m/2$ тупикових розв’язків та вибрати найменший.

Починаємо будувати перший ланцюг із простого кон’юнктерма, що покриває лише один мінтерм циклічної частини. Якщо під час побудови ланцюга досягаємо точки розгалуження, побудову цього ланцюга зупиняємо та переходимо до іншого простого кон’юнктерма, що покриває лише один мінтерм циклічної частини, і будуємо від нього наступний ланцюг. Якщо більше немає таких кон’юнктермів, то будуємо новий ланцюг з точки розгалуження. Коли всі ланцюги побудовано, розглядаємо два випадки:

1) вважаємо істотним простий кон’юнктерм, що є точкою розгалуження;
2) вважаємо неістотним простий кон’юнктерм, що є точкою розгалуження.

В обох випадках в точці розгалуження відбувається розрив ланцюгів. Задача розділяється на незалежні підзадачі, які можна розв’язати незалежно одну від одної, навіть у паралельних потоках. Далі вибираємо розв’язок із найменшим коефіцієнтом складності.

Приклад

Знайти мінімальне покриття функції, скорочена теоретико-множинна форма якої така

Y^1={(0,1),(8,0),(1,5),(10,8),(5,7),(14,10),(6,55),(6,14),(48,49),(58,122),(53,55),(49,53),(62,58), (54,62), (38,103),(22,87)}^{1}

Розв’язання. Побудуємо таблицю простих кон’юнктермів, рядками якої є прості кон’юнктерми, а стовпцями – мінтерми. Вилучивши із розгляду істотні кон’юнктерми (48,49), (58,122), (38,103), (22,87), одержимо циклічну частину (див. таблицю).

Циклічна частина таблиці простих кон’юнктермів

	0	1	5	7	6	14	10	8	53	55	54	62
(0,1)	1	1										
(8,0)	1							1				
(1,5)		1	1									
(10,8)							1	1				
(5,7)			1	1								
(14,10)						1	1					
(6,55)				1	1					1	1	
(6,14)					1	1						
(53,55)									1	1		
(49,53)									1			
(62,58)												1
(54,62)											1	1

Вибираємо простий кон’юнктерм (49,53), оскільки він покриває лише один мінтерм циклічної частини. Побудований від нього ланцюг до точки розгалуження має вигляд:

$$K_1=\langle(49,53)_1,(53,55)_2,(6,55)_3\rangle.$$

Так само будуємо ланцюг від кон’юнктерма (62,58). Одержимо:

$$K_2=\langle(62,58)_1,(54,62)_2,(6,55)_3\rangle.$$

Більше немає простого кон'юнктерма, що покриває лише один мінтерм. Будуємо ланцюг від точки розгалуження:

$$K_3=\langle(5,7)_1,(1,5)_2,(0,1)_3,(8,0)_4,(10,8)_5,(14,10)_6,(6,14)_7,(6,55)_8\rangle.$$

Припустимо, що істотний простий кон'юнктерм (6,55), який є точкою розгалуження. Його вага становить 5.

Тоді покриття першого ланцюга має два рівноцінні розв'язки:

– (49,53);

– (53,55).

Вага кожного з них становить 7.

Покриття другого ланцюга так само має два рівноцінні розв'язки:

– (62,58);

– (54,62).

Вага кожного з них становить 7.

Третій ланцюг складається із семи кон'юнктермів, що є непарним числом. Ранг кон'юнктермів однаковий. Відповідно, покриттям третього ланцюга є множина простих кон'юнктермів із парними номерами в цьому ланцюгу:

$$\{(1,5)_2,\ (8,0)_4,\ (14,10)_6\}.$$

Його вага становить

$$7 + 7 + 7 = 21.$$

Отже, якщо вважати істотним простий кон'юнктерм (6,55), то покриття циклічної частини має коефіцієнт складності

$$5 + 7 + 7 + 21 = 40.$$

Тепер розглянемо варіант, коли простий кон'юнктерм (6,55) є неістотним і вилучається з подальшого розгляду. В цьому випадку кон'юнктерм (53,55) з першого ланцюга є істотним. Другий кон'юнктерм (49,53) неістотний. Вага становить 7.

Аналогічно кон'юнктерм (54,62) з другого ланцюга стає істотним. Другий кон'юнктерм (62,58) неістотний. Вага становить 7.

Кон'юнктерми (5,7) та (6,14) теж стають істотними. Кожен з них має вагу 7. Третій ланцюг набуває вигляду:

$$K_3=\langle(1,5)_1,(0,1)_2,(8,0)_3,(10,8)_4,(14,10)_5\rangle.$$

Оскільки він складається з п'яти кон'юнктермів однакового рангу (непарна кількість), його покриттям є множина простих кон'юнктермів із парними номерами в цьому ланцюгу:

$$\{(0,1)_2,\ (10,8)_4\}.$$

Його вага становить

$$7 + 7 = 14.$$

Отже, якщо вважати неістотним простий кон'юнктерм (6,55), коефіцієнт складності покриття циклічної частини становить

$$7 + 7 + 7 + 7 + 14 = 42.$$

Тобто простий кон'юнктерм (6,55) є істотним, а покриття циклічної частини має вигляд:

$$\{\{(49,53) \vee (53,55)\},\ \{(62,58) \vee (54,62)\},\ (6,55),\ (1,5),\ (8,0),\ (14,10)\}.$$

З урахуванням істотних кон'юнктермів, визначених на початку розв'язання, одержимо кінцевий розв'язок:

$$\{\{(49,53) \vee (53,55)\},\ \{(62,58) \vee (54,62)\},\ (6,55),\ (1,5),\ (8,0),\ (14,10),\ (48,49),\ (58,122),\ (38,103),\ (22,87)\}.$$

Висновки

Запропонований метод мінімізації логікових функцій дає змогу виявити кон'юнктерми високого рангу, не здійснюючи проміжних склеювань. Він позбавлений тавтології. Під час покриття враховують взаємне розташування кон'юнктермів у двійковому просторі, що дає змогу спростити циклічну частину таблиці простих кон'юнктермів, а це забезпечує зменшення витрат машинних ресурсів.

Список використаних джерел

[1] McCluskey E. J. Minimization of Boolean Functions. Bell System Technical Journal, 1956, 35, pp. 1417–1444.

[2] Quine W.V. The Problem of Simplifying Truth Functions. American Mathematical Monthly, 1952, 59, pp. 521–531.

[3] Закревский А. Д. Алгоритмы синтеза дискретных автоматов. Москва: Наука, 1971. 512 с.

[4] Hwa H. R. A method for generating prime implicants of a boolean expressions. IEEE Transactions on Electronic Computers. New York: The Institute of Electrical and Electronics Engineers, Inc., Jun. 1974. Vol. C-23, No. 6, pp. 637–641.

[5] Svoboda A. Ordering of implicants. IEEE Transactions on Electronic Computers. New York: The Institute of Electrical and Electronics Engineers, Inc., Feb. 1967, Vol. EC-16, No. 1, pp. 100–105.

[6] Рицар Б. Є. Мінімізація булових функцій методом розчеплення кон'юнктермів. Управляющие системы и машины, 1998, № 5, С. 14–22.

[7] Рицар Б. Є., Мінзюк В. В. Теоретико-множинна модифікація мінімаксного методу покриття булових функцій. Управляющие системы и машины, 2005, № 5, С. 43–47.

[8] Мінзюк В. В. Спосіб спрощення задачі покриття булових функцій. Вісник Національного університету "Львівська політехніка" Радіоелектроніка та телекомунікації, 2005, № 534, С. 24–28.

[9] Мінзюк В. В. Спосіб синтезування кон'юнктермів булових функцій. Вісник Національного університету "Львівська політехніка" Радіоелектроніка та телекомунікації, 2004, № 508, С. 256–262.

[10] Мінзюк В. В. Спосіб сортування цілих чисел для задач мінімізації булових функцій. Вісник Національного університету "Львівська політехніка" Радіоелектроніка та телекомунікації, 2011, № 705, С. 135–137.

[11] Мінзюк В. В. Модифікація методу порозрядного вирощування простих кон'юнктивних термів булових функцій. Збірник наукових праць Інституту проблем моделювання в енергетиці ім. Г. Є. Пухова. Київ: ІПМЕ ім. Г. Є. Пухова НАН України, 2012, Вип. 65, С. 129–134.

[12] Мінзюк В. В. Метод пошуку простих кон'юнктивних термів булових функцій побітовим розбиттям множини. Збірник наукових праць Інституту проблем моделювання в енергетиці ім. Г. Є. Пухова. Київ: ІПМЕ ім. Г. Є. Пухова НАН України, 2013, Вип. 66, С. 95–103.

METHOD OF MINIMIZING BOOLEAN FUNCTIONS FOR DESIGNING DIGITAL COMBINATIONAL CIRCUITS

Vadym Minziuk

Lviv Polytechnic National University, 12, S. Bandery str., Lviv, 79013, Ukraine

The article discusses a two-stage method of minimizing Boolean functions for designing digital combinational circuits. At the first stage, the search for simple conjuncterms is carried out by the method of bitwise division of the set of initial conjuncterms. At this way tautology does not appear, low-rank conjuncterms are found without intermediate gluing. At the second stage, the search for the minimal set of simple conjuncterms is performed by the method of chain coverage of the table of simple conjuncterms. In the cyclic part, fragments of chain functions are found, the coverage of which is quite simple. To reduce the computational load at branching points of chains, a decision can be made about entering or removing the corresponding simple conjuncterm from the finite set based on the calculation of the complexity factor in the vicinity of the branching. The proposed method is heuristic.

Key words: *minimization; Boolean function; conjunctive term; covering; digital combinational circuit.*