УДК 519.713.1

А.М. ЧЕБОТАРЬОВ
Інститут кібернетики ім. В.М. Глушкова НАН України, Київ, Україна,
e-mail: *ancheb@gmail.com*.

ДОПОВНЕННЯ $-\omega$-РЕГУЛЯРНИХ ВИРАЗІВ. I

Анотація. Під час використання ω-регулярних виразів у задачах верифікації та синтезу реактивних систем виникає проблема доповнення цих виразів, яка пов'язана з перевіркою включення ω-регулярних мов. Для цього зазвичай ω-регулярну мову задають ω-автоматом A і будують автомат, що розпізнає доповнення ω-регулярної мови, заданої автоматом A. У статті замість ω-регулярних виразів розглянуто симетричні $-\omega$-регулярні вирази, пов'язані з поняттям зворотного слова (ω-слова). Перехід від алгоритму доповнення $-\omega$-регулярного виразу до відповідного алгоритму для ω-регулярного виразу полягає в заміні використаних понять симетричними поняттями. Розглянуто задачу безпосереднього переходу від $-\omega$-регулярного виразу, що задає $-\omega$-мову, до $-\omega$-регулярного виразу, який задає доповнення цієї мови. Серед ω-регулярних виразів виокремлено три класи, для кожного з яких визначено алгоритм побудови доповнення $-\omega$-регулярного виразу із цього класу. Це суттєво спрощує розв'язання розглядуваної задачі. Розглянуто клас виразів вигляду $\Sigma^{-\omega}R$, де $R \in \Sigma^*$ і не має вигляду $R_1\Sigma^*$.

Ключові слова: $-\omega$-регулярний вираз, доповнення $-\omega$-регулярного виразу, суфікс регулярного виразу, алфавіт Σ', сумісні слова, умова сумісності.

ВСТУП

Регулярні ω-множини — це множини нескінченних праворуч слів (ω-слів) у деякому алфавіті Σ. Такі множини (інакше ω-регулярні мови) широко застосовуються в задачах специфікації, верифікації та синтезу реактивних систем. Для їхнього представлення використовують ω-регулярні вирази, ω-автомати (Б'юхі, Маллера, Рабіна та ін.), монадичні логіки першого і другого порядків, а також темпоральні логіки. Ці мови замкнуті відносно операцій скінченного об'єднання, перетину і доповнення. Якщо процедури об'єднання та перетину ω-регулярних мов відносно прості, то процедура їхнього доповнення суттєво складніша, що зумовлює складність її практичної реалізації. При цьому зазвичай ω-регулярну мову задають деяким ω-автоматом A і будують ω-автомат, що розпізнає доповнення ω-регулярної мови, заданої ω-автоматом A [1–3].

Ця стаття мотивована попередніми роботами [4, 5], у яких розглянуто синтез Σ-автомата, специфікованого логічною мовою LP. Формули цієї мови задають множини $-\omega$-слів у алфавіті Σ, тобто нескінченних ліворуч слів вигляду $\ldots\sigma_{-2}\sigma_{-1}\sigma_0$, де $\sigma_i \in \Sigma$ $(i = 0, -1, -2, \ldots)$. Таке $-\omega$-слово симетричне ω-слову $\sigma_0\sigma_1\sigma_2\ldots$. Поняття симетричності слів та нескінченних слів поширюється на ω ($-\omega$)-регулярні вирази. Так, ω-регулярному виразу $b^*a\Sigma^\omega$ відповідає $-\omega$-регулярний вираз $\Sigma^{-\omega}ab^*$. Множини $-\omega$-регулярних слів ($-\omega$-регулярні мови) задають $-\omega$-регулярними виразами, симетричними відповідним ω-регулярним виразам. Процедура синтезу Σ-автомата суттєво використовує заперечення логічних формул, що відповідає доповненню $-\omega$-регулярних множин, які вони визначають. У задачах синтезу часто для задавання $-\omega$-регулярних мов замість логічних формул зручно використовувати $-\omega$-регулярні вирази. Тому в цій статті розглянуто побудову доповнення $-\omega$-регулярної мови, яка задана $-\omega$-регулярним виразом. Оскільки мова LP є логічною мовою першого порядку, її формулам відповідають беззірочні $-\omega$-регулярні вирази [6, 7]. Проте останні