Екзаменаційний білет № 28

Якимець Анастасія

ПМІ-21

① Система нормальних алгоритмів Маркова. Принцип нормалізації

Нормальним алгоритмом Маркова наз. впорядковану множину продукцій

$P_{r_1}, P_{r_2}, \ldots, P_{r_n}$

Кожна з продукцій містить розпізнавання входження підрядка u в рядок Z та підстановку Ф замість u у разі вдалого визначення (розпізнання)

Початок алгоритму:

- перевірка першої продукції (якщо вона може бути застосована до рядка, то рядок перетворюється; якщо ~~формула~~ в рядку не знайдено підрядка, який можна було б замінити, то ми йдемо перевіряти наступну продукцію);

тобто після заміни завжди ~~в~~ повертаємося до початку норм. алгоритму і знову пошук входження першої підстановки у змінене слово

Завершення алгоритму Маркова (одне з двох):

- до рядка не може бути застосована ні одна з наявних ф-підст.;
- до рядка заст. заключна (термінальна) підст.

У кожному з цих випадків ми вважаємо, що нормальний алгоритм застосовний до заданого вхідного слова. Якщо ж є незавершувальні формули то цей алгоритм ~~називають~~ не є застосовним.

Нормальними алгоритмами назив. такі алгоритми які задають граф-схемами, складеними виключно з розпізнавачів входження і операторів підстановки, якщо їхня граф-схеми задовольняють такі умови:

1) кожний розп. вузол Q і відп. йому операторний вузол $Q \to R$ об'єднані в один узагальнений вузол, який наз. операторно-розпізн.; усі узагальні вузли схеми впорядк. за допомогою нумерації від 1 до n;

2) негативний вихід i-го вузла приєднаний до $(i+1)$-го вузла $(i = \overline{1, n-1})$, негативний вихід n-го вузла до вихідного вузла граф-схеми;

3) позитивні виходи (усі приєднані або до першого, або до вихідного вузла графа);

4) вхідний вузол приєднаний до першого узагал. вузла.

Принцип нормалізації:

Теорема:

Для того, щоб реалізувати в схемах норм. алгоритмів довільний алгоритм $A = (\varphi, P)$, необхідно, щоб у системі норм. алг. були як звичайні, так і заключні підстановки.

Принцип: Для будь-якого алгоритму $A = (\varphi, P)$, в довільно алфавіті X можна побудувати еквівалентний йому нормальний алгоритм над алфавітом X.

2

Недетерміновані машини Тьюрінга

Недетерм. машина Тьюрінга має нескінченну кількість можливих кроків, з яких у черговий момент вибир. лиш один. Вхідний ланцюжок слів (X) приймається, якщо принаймні одна посл. доводить результат до допустимого заключного стану.

Можна вважати, що ця машина паралельно виконує усі можливі посл. кроків (за заданого вх. ланц.), доки не дойде і не отримує допустимий стан. Або ж у висновку, ми отримуємо, що подальші спроби і кроки є неможливими.

Недетерм. машина Тьюрінга формально можна назвати к-стрічковою недетермінованою машиною Тьюрінга M сімки

$$(S, Q, q_0, q_F, I, \Lambda, \delta)$$

Недетерм. м. Тьюрінга має часову складність ($T(n)$) (якщо для кожного ланц. n знайд. посл., яка скл. не більше ніж з $T(n)$ кроків і ~~що~~ дає в результаті допустимий стан).

Недетерм. м. Тьюрінга має ~~ємність складн~~ ємнісну складність ($S(n)$)

(-//- і в результаті в якій к-сть клітинок які є переглянуті машиною не перевищує $S(n)$).

(3) Довести, що функція $f(x_1; x_2) = x_1 \times x_2$, є примітивно рекурсивною

$f(x_1, 0) = x_1 \cdot 0 = 0 = O'(x) = g(x)$
$f(x_1, x_2+1) = x_1 \cdot (x_2+1) = x_1 \cdot x_2 + x_1 \cdot 1 \Rightarrow$

$\Rightarrow f(x_1, x_2) + x_2$

$h(x_1, x_2, f(x_1, x_2)) = f(x_1, x_2) + x_1$ – приміт. рекурс.

$g(x) = O'(x)$

$h(x_1, x_2, f(x_1, x_2)) = I_3^3(x, y, z) + I_1^3(x, y, z)$
$f(2,3) = I_3^3(3, 2, f(3,1)) + I_1^3(3, 2, f(3,1)) \Rightarrow$

$\Rightarrow f(3,1) + 3 = I_3^3(3, 2, f(3,0)) + 3 + 3 \Rightarrow$

$\Rightarrow 0 + 3 + 3 = 6$

Δ.