Tạp chí Tin học và Điều khiển học, T.20, S.2 (2004), 176–182

ĐỘ PHỨC TẠP ĐOÁN NHẬN LỚP SIÊU NGÔN NGỮ CHÍNH QUY SINH BỞI SIÊU SƠ ĐỒ SINH SUY RỘNG

PHÙNG VĂN ỔN

Trung tâm tin học, Bộ Giao thông Vận tải

Abstract. In [1] we have the following results: for any hyper-generating schema G, the complexity of a finite automation of $L(G)$ is $\mathcal{P}L(G) \leq h(d(G)+1, |G|)+1$. In this paper we consider the hyper-generating graph with adding a set of infinitive words $M_G(t)$ and we have the result: $\mathcal{P}L_{\propto}(G) \leq h(d(G)+1, |G|)+1$.

Tóm tắt. Trong [1] chúng tôi đã có kết quả là với mỗi siêu sơ đồ sinh G, độ phức tạp ôtômát hữu hạn đoán nhận siêu ngôn ngữ chính qui $L(G)$ sinh bởi G là $\mathcal{P}L(G) \leq h(d(G)+1, |G|)+1$. Trong bài báo này, chúng tôi nghiên cứu việc bổ sung tập từ vô hạn $M_G(t)$ lên các cung t của siêu đồ thị sinh G và nhận được kết quả: $\mathcal{P}(L_{\propto}(G)) \leq h(d(G)+1, |G|)+1$.

1. ĐẶT VẤN ĐỀ

Trong [1], chúng tôi đã nêu khái niệm siêu sơ đồ sinh và đánh giá độ phức tạp đoán nhận siêu ngôn ngữ chính quy sinh bởi siêu sơ đồ sinh.

Trong bài báo này chúng tôi mở rộng việc xét tập từ ghi trên các cung của siêu đồ thị sinh có thể là tập các siêu từ. Siêu sơ đồ sinh xây dựng trên các siêu đồ thị sinh như vậy gọi là siêu sơ đồ sinh suy rộng.

Kết quả thu nhận được là ước lượng trên của số trạng thái của siêu ôtômát đoán nhận lớp siêu ngôn ngữ chính quy sinh bởi siêu sơ đồ sinh suy rộng.

2. CÁC ĐỊNH NGHĨA

2.1. Siêu đồ thị sinh. Cho bảng chữ cái hữu hạn $\Sigma = \{a_1, a_2, ..., a_n\}$. Siêu đồ thị sinh trên bảng chữ cái Σ là một đồ thị định hướng hữu hạn G với tập các đỉnh là V, có một đỉnh khởi đầu $I_G \in V$, một tập không rỗng các đỉnh kết thúc $F_G = \{v_1, v_2, ..., v_k\} \subseteq V$. Trên mỗi cung t được ghi một tập các từ hữu hạn hoặc một tập các siêu từ, là một siêu ngôn ngữ chính quy $M_G(t)$ nào đó trên Σ. Cung t mà trên đó tập:

1) $M_G(t) = \{\varepsilon\}$ gọi là *cung rỗng.*

2) $M_G(t) = \{a\}$ với $a \in \Sigma$ gọi là *cung cốt yếu.* Đỉnh mà có cung cốt yếu đi tới gọi là *đỉnh cốt yếu.*

3) $M_G(t) = \{$ *tập các từ hữu hạn* $\}$, gọi là *cung hữu hạn.*

4) $M_G(t) = \{$*tập các từ vô hạn*$\}$, gọi là *cung cuối* (hay *cung vô hạn*). Từ đỉnh cuối của cung cuối không có cung nào đi ra.

Số các đỉnh cốt yếu của siêu đồ thị sinh G được ký hiệu bởi $|G|$.

Dãy hữu hạn (hay vô hạn) $\pi = w_1, t_1, w_2, t_2, ...$ trong đó $w_i, i = 1, 2, ...$ là các đỉnh của G, t_i là cung đi từ đỉnh w_i đến đỉnh w_{i+1} được gọi là đường hữu hạn (hay vô hạn) trong siêu đồ thị sinh G. Đường π lập nên tập các từ (hay siêu từ) $[\pi] = x_{i1}x_{i2}...$ với $x_{ij} \in M_G(t_j)$, trong đó $j = 1, 2, ...$; từ (hay siêu từ) $[\pi]$ được gọi là *nhãn* của π.

Siêu từ $\alpha \in \Sigma^{\propto}$ được gọi là *sinh bởi siêu đồ thị sinh* G, nếu:

1) Hoặc α là nhãn của một đường vô hạn π nào đó xuất phát từ đỉnh khởi đầu I_G và có $\lim(\pi) \cap F \neq \emptyset$.

2) Hoặc α có dạng $x.\beta$, trong đó x là nhãn của một đường hữu hạn xuất phát từ đỉnh khởi đầu I_G đến đỉnh đầu $D(t)$ của cung cuối t nào đó và $\beta \in M_G(t)$.

Tập các siêu từ α sinh bởi siêu đồ thị sinh G, ký hiệu bằng $L_{\propto}(G)$, được gọi là siêu ngôn ngữ sinh bởi siêu đồ thị sinh G.

Nhận xét 2.1. Nếu mọi cung t của G mà $M_G(t) = \{\varepsilon\}$ hoặc $M_G(t) = \{a\}, a \in \Sigma$ thì đồ thị sinh G là một nguồn.

2.2. Phép ω-thế

Giả sử G_1, G_2 là hai siêu đồ thị sinh không có đỉnh chung và t là một cung nào đó của G_1 nối từ đỉnh w_i tới w_j.

Ta xây dựng siêu đồ thị sinh G từ G_1, G_2 bằng cách cắt bỏ cung t khỏi G_1; rồi từ đỉnh w_i ta vẽ một cung rỗng tới đỉnh khởi đầu của G_2; từ mỗi đỉnh kết của G_2 ta vẽ các cung rỗng tới đỉnh w_j của G_1. Khi đó ta nói rằng đồ thị sinh G được xây dựng bằng cách thế cung t của G_1 bởi đồ thị sinh G_2.

Trong quá trình thế, đỉnh khởi đầu của G_1 được lấy làm đỉnh khởi đầu của G; các đỉnh kết của G_1 và G_2 được lấy làm đỉnh kết của G thì việc thay cung t trong siêu đồ thị sinh G_1 bởi siêu đồ thị sinh G_2 như trên được gọi là phép ω-thế và được ký hiệu bằng $G = [G_1]^{\omega t}G_2$.

Bổ đề 2.1. *Giả sử $G, G_1, G_2, ..., G_n$ là các siêu đồ thị sinh từng đôi một không có đỉnh chung; $t_1, t_2, ..., t_n$ là các cung của G mà với mỗi $i, i = 1, 2, ...n$, có $M_G(t_i) = L(G_i)$ hoặc $M_G(t_i) = L_{\propto}(G_i)$. Ta xây dựng đồ thị sinh G' bằng cách thế các cung t_i của G bởi các đồ thị sinh G_i, $i = 1, 2, ...n$. Khi đó ta có:*

$$L_{\propto}(G') = L_{\propto}(G) \quad \text{và} \quad |G'| = |G| + \sum_{i=1}^{n} |G_i|.$$

2.3. Siêu sơ đồ sinh

Cho một dãy các siêu đồ thị sinh $G = (G_1, G_2, ..., G_n)$ trên Σ, trong đó $G_1, G_2, ..., G_n$ từng đôi một không có đỉnh chung. $G = (G_1, G_2, ..., G_n)$ được gọi là một *siêu sơ đồ sinh suy rộng* trên bảng chữ cái Σ nếu thỏa mãn 3 điều kiện sau:

1) Có ít nhất một cung cuối trong các siêu đồ thị sinh $G_1, G_2, ..., G_n$.

2) Với mỗi cung t của siêu đồ thị sinh $G_i, i = 1, 2, ...n$, một trong các hệ thức sau được thỏa mãn:

a) $M_{Gi}(t) = \{\varepsilon\}$.

b) $M_{Gi}(t) = \{a\}, a \in \Sigma$.

c) $M_G(t) = \{$*tập các từ hữu hạn trên* $\Sigma\}$.

d) $M_{Gi}(t) = CL_\propto(G_j), 1 \leq j < i$, trường hợp này cung t được gọi là *cung cuối bù,* phụ thuộc vào đồ thị sinh G_j.

e) $M_{Gi}(t) = \bigcap_{j=1}^{s} L_\propto(G_{ij})$, trường hợp này cung t được gọi là *cung cuối giao,* phụ thuộc vào các đồ thị sinh $G_{i1}, G_{i2}, ..., G_{is}$, trong đó $1 \leq i_1 \leq i_2 \cdots \leq i_s < i$.

3) Đối với mỗi siêu đồ thị sinh $G_1, G_2, ..., G_{n-1}$ có một và chỉ một cung trong G_n phụ thuộc nó.

Siêu đồ thị sinh G_i được gọi là phụ thuộc vào siêu đồ thị sinh G_j, nếu nó chứa một cung nào đó phụ thuộc G_j hoặc nó phụ thuộc vào siêu đồ thị sinh khác chứa cung phụ thuộc G_j.

Nếu siêu sơ đồ sinh G chỉ gồm một siêu đồ thị sinh G_1 thì nó được gọi là sơ đồ sinh đơn giản và dùng ngay G_1 để ký hiệu siêu sơ đồ sinh này.

Tập các siêu từ $L_\propto(G_n)$ sinh bởi siêu đồ thị sinh G_n được gọi là *siêu ngôn ngữ sinh bởi siêu sơ đồ sinh* G và ký hiệu bằng $L_\propto(G) : L_\propto(G) = L_\propto(G_n)$.

Hai siêu sơ đồ sinh được gọi là tương đương, nếu chúng cùng sinh một siêu ngôn ngữ.

Số đỉnh cốt yếu của G (ký hiệu bằng $|G|$) được lấy bằng tổng số đỉnh cốt yếu của tất cả các siêu đồ thị sinh trong $G : |G| = |G_1| + |G_2| + ... + |G_n|$.

2.4. Độ sâu của phép đặt dấu lấy phần bù

Độ sâu của phép đặt dấu lấy phần bù của siêu sơ đồ sinh G, ký hiệu bằng $d(G)$, được định nghĩa như sau:

1) Giả sử t là một cung của siêu đồ thị sinh G_i nào đó, ta định nghĩa đại lượng $d(t)$ và $d(G_i)$ như sau:

a) Nếu t là cung rỗng, cung cốt yếu hoặc cung hữu hạn thì $d(t) = 0$.

b) Nếu t là cung cuối giao phụ thuộc vào $G_{i1}, G_{i2}, ..., G_{is}$, trong đó $1 \leq i_1 \leq i_2 \leq \cdots \leq i_s < i$ và $d(G_{ij})(1 \leq j \leq s)$ đã được xác định thì $d(t) = \max(d(G_{i_1}), d(G_{i_2}), ..., d(G_{i_s})) + 1$.

c) Nếu t là cung cuối bù phụ thuộc vào G_j và $d(G_j)$ đã xác định thì $d(t) = d(G_j) + 1$.

d) $d(G_i) = \max\{d(t)\}, t \in G_i$.

2) $d(G) = d(G_n)$.

2.5. Ôtômát Buchi ([4])

Ôtômát Buchi là bộ $A_B = (\Sigma, Q, q_0, \varphi, F)$, trong đó Σ là bảng hữu hạn các chữ cái, Q là tập các trạng thái, q_0 là trạng thái khởi đầu, $F \subseteq Q$ là tập các trạng thái kết thúc, φ là hàm chuyển, tác động trên các siêu từ, được xác định như sau:

Với siêu từ $\alpha = a_1a_2... \in \Sigma^\propto$.

$$\varphi(q_0, \alpha) = \varphi(q_0, a_1a_2...) = \{q_1q_2... \in Q^\propto | q_j \in \varphi(q_{i-1}, a_i), i = 1, 2, ...\}.$$

Nếu φ là hàm chuyển đơn định, thì A_B được gọi là *ôtômát Buchi đơn định.*

Siêu từ $\alpha \in \Sigma^\propto$ là *đoán nhận được* bởi ôtômát Buchi A_B nếu tồn tại một siêu từ trạng thái $q \in \varphi(q_0, \alpha)$, thỏa mãn $\lim q \cap F \neq \emptyset$.

Tập các siêu từ đoán nhận được bởi ôtômát Buchi A_B được gọi là *siêu ngôn ngữ đoán* *nhận được* bởi ôtômát Buchi A_B (hay *Buchi đoán nhận*), ký hiệu bằng $L_\propto(A_B)$.

Độ phức tạp ôtômát hữu hạn đoán nhận một siêu ngôn ngữ chính quy L là số trạng thái tối thiểu của ôtômát Buchi đơn định đoán nhận siêu ngôn ngữ chính quy đó và ký hiệu bằng $\mathcal{P}(L)$.

2.6. Ôtômát Muller ([4])

Ôtômát Muller là bộ $A_M = (\Sigma, Q, q_0, \varphi, T)$, trong đó:

1) Hàm chuyển φ là đơn định, $\varphi : Q \times \Sigma^\propto \to Q^\propto$.

2) $T = \{T_1, T_2, ..., T_k\}$ trong đó $T_i \in 2^Q, i = 1, 2, ..., k$.

Siêu từ $\alpha \in \Sigma^\propto$ là đoán nhận được bởi ôtômát Muller A_M nếu tồn tại một siêu từ trạng thái $q \in \varphi(q_0, \alpha)$, thỏa mãn $\lim q \in T$.

Siêu ngôn ngữ $L_\propto(A_M) = \{\alpha | \alpha \in \Sigma^\omega,\ \lim \varphi(q_0, \alpha) \in T\}$ gọi là *Muller đoán nhận.*

Định lý Mc Naughton ([4]). *Siêu ngôn ngữ L được đoán nhận bởi ôtômát Buchi nếu và chỉ nếu L là Muller đoán nhận.*

Kết quả của định lý trên cho thấy, nếu ôtômát Muller đơn định $A_M = (\Sigma, Q, q_0, \varphi, T)$ đoán nhận siêu ngôn ngữ $L_\propto(A_M)$ thì $\omega-$ôtômát đơn định $A'_M = (\Sigma, Q, q_0, \varphi, 2^Q - T)$ đoán nhận siêu ngôn ngữ $\Sigma^\propto - L_\propto(A_T)$, tức là đoán nhận phần bù của $L_\propto(A_T)$.

Định lý Safra ([3]). *Nếu siêu ngôn ngữ L được đoán nhận bởi ôtômát Buchi A_B có số trạng thái là n thì tồn tại một ôtômát Muller A_M đơn định với số trạng thái không vượt quá 2^{2^n} đoán nhận L.*

3. CÁC KẾT QUẢ CHÍNH

Để tiện trình bày, ta dùng ký hiệu sau:

$$h(t, x) = 2^{\underbrace{2^{\cdot^{\cdot^{2^x}}}}_{\text{t lần}}}$$

Định lý 3.1. *Với mỗi siêu sơ đồ sinh suy rộng tuỳ ý G, ta luôn xây dựng được một sơ đồ sinh đơn giản G' tương đương với nó, sao cho $|G'| \le h(2d(G), |G|)$, trong đó $d(G)$ là độ sâu của phép đặt dấu lấy phần bù của siêu sơ đồ sinh G, còn $|G|$ là số đỉnh cốt yếu của G và $|G'|$ là số đỉnh cốt yếu của G'.*

Chứng minh: Ta chứng minh quy nạp theo số các siêu đồ thị sinh trong G.

Giả sử $n = 1$, khi đó $G = (G_1)$ là sơ đồ sinh đơn giản nên G' được lấy bằng G và $d(G) = 0$, như vậy $|G'| = |G|$, đồng thời $L_\propto(G') = L_\propto(G)$.

Giả sử điều khẳng định đúng với mọi siêu sơ đồ sinh có số siêu đồ thị sinh nhỏ hơn hoặc bằng $n - 1$, ta chứng minh điều khẳng định đúng với n.

Giả sử $G = (G_1, G_2, ..., G_n), n \ge 2$ và giả sử trong G_n có p cung cuối giao: $g_1, g_2, ..., g_p$ và q cung cuối bù: $b_1, b_2, ..., b_q$ (trong đó $p, q < n$).

1) Với mỗi $i (1 \le i \le p), g_i$ là cung cuối giao phụ thuộc vào các đồ thị sinh $G_{i_1}, G_{i_2}, ...G_{i_m}$

$(i_m \geq 2)$ và $M_{G_n}(g_i) = \bigcap\limits_{j=1}^{m_i} L_\propto(G_{ij})$.

Đối với mỗi $j(1 \leq j \leq m_i)$:

- Ta lấy các đồ thị sinh trong G mà G_{ij} phụ thuộc, kể cả chính nó để lập sơ đồ sinh tương ứng G_{1,i_j}. Như vậy $L_\propto(G_{1,i_j}) = L_\propto(G_{ij})$.

- Do số đồ thị sinh trong sơ đồ sinh G_{1,i_j} nhỏ hơn hoặc bằng $p(p < n)$ nên thỏa mãn giả thiết quy nạp, và ta có thể xây dựng được một sơ đồ sinh đơn giản G'_{1,i_j} tương đương với G_{1,i_j} : $L_\propto(G'_{1,i_j}) = L_\propto(G_{1,i_j}) = L_\propto(G_{i_j})$ và

$$|G'_{1,i_j}| \leq h(2d(G_{1,i_j}), |G_{1,i_j}|), \text{ với } 1 \leq i \leq p \text{ và } 1 \leq j \leq m_i.$$

Từ các sơ đồ sinh đơn giản vừa xây dựng $G'_{1,i_1}, G'_{1,i_2}, ..., G'_{1,i_{m_j}}$, ta xây dựng sơ đồ sinh đơn giản W_{1i} là giao của chúng.

Theo [2] ta có:

$$L_\propto(W_{1i}) = \bigcap_{j=1}^{m_i} L_\propto(G'_{1,i_j}) = \bigcap_{j=1}^{m_i} L_\propto(G_{1,i_j}) = M_{G_n}(g_i).$$

và:

$$|W_{1i}| \leq \prod_{j=1}^{m_i} |G'_{1,i_j}| \leq \prod_{j=1}^{m_i} h(2d(|G_{1,i_j}), |G_{1,i_j}|) \leq \prod_{j=1}^{m_i} h(2d(G), |G_{1,i_j}|) \tag{3.1}$$

2) Với mỗi $i(1 \leq i \leq q), b_i$ là cung cuối bù phụ thuộc vào đồ thị G_i và $M_{G_n}(b_i) = CL_\propto(G_i)$.

Lấy các đồ thị sinh trong G mà G_i phụ thuộc, kể cả chính nó. Lập sơ đồ sinh tương ứng $G_{2i} = (G_{i_1}, G_{i_2}, ..., G_{i_{m_i}}), n \geq m_i \geq 1$. Như vậy $L_\propto(G_{2i}) = L_\propto(G_i)$. Do số đồ thị sinh trong sơ đồ sinh G_{2i} nhỏ hơn hoặc bằng $n-1$ nên thỏa mãn giả thiết quy nạp, và ta có thể xây dựng được một sơ đồ sinh đơn giản G'_{2i} tương đương: $L_\propto(G'_{2i}) = L_\propto(G_{2i}) = L_\propto(G_i)$ và $|G'_{2i}| \leq h(2d(G_{2i}), |G_{2i}|)$.

Với sơ đồ sinh đơn giản G'_{2i} và theo định lý Safra, ta xây dựng được sơ đồ sinh đơn giản W_{2i} sao cho:

$$L_\propto(W_{2i}) = CL_\propto(G'_{2i}) = CL_\propto(G_{2i}) = M_{G_n}(b_i) \text{ với } |W_{2i}| \leq h(2, |G'_{2i}|).$$

Kết hợp với kết quả trên, ta có: $|W_{2i}| \leq h(2(d(G_{2i}) + 1), |G_{2i}|)$.

Vì b_i là cung cuối bù phụ thuộc G_i nên $d(b_i) = d(G_i) + 1 = d(G_{2i}) + 1$, dẫn tới $d(G_{2i}) = d(b_i) - 1 \leq d(G) - 1$. Thay vào biểu thức trên ta được:

$$|W_{2i}| \leq h(2d(G), |G_{2i}|). \tag{3.2}$$

3) Thế các sơ đồ sinh đơn giản W_{1i}, W_{2j} với $i = 1...p, j = 1...q$ vào đồ thị sinh G_n bằng phép ω-thế thay cho các cung cuối tương ứng g_i, b_j. Khi đó ta nhận được sơ đồ sinh đơn giản G' mà $L_\propto(G') = L_\propto(G_n) = L_\propto(G)$. Theo Bổ đề 2.1 ta có:

$$|G'| = |G_n| + \sum_{i=1}^{p} |W_{1i}| + \sum_{j=1}^{q} |W_{2j}|.$$

Thế các kết quả (3.1) và (3.2) vào biểu thức trên, ta được:

$$|G'| \le |G_n| + \sum_{i=1}^{p} \prod_{j=1}^{m_i} h(2d(G), |G_{1,i_j}|) + \sum_{i=1}^{q} h(2d(G), |G_{2i}|). \tag{3.3}$$

Không mất tính tổng quát, ta có thể giả thiết các sơ đồ sinh G'_{1i_j}, G'_{2i} đều có ít nhất một đỉnh cốt yếu (vì trong trường hợp ngược lại, các tập từ tương ứng của chúng $M_{G_n}(g_{ij}), M_{G_n}(b_i)$ sẽ là tập rỗng hoặc chỉ gồm một từ trống, khi đó ta có thể đơn giản sơ đồ sinh G bằng cách bỏ đi các cung tương ứng hoặc thay chúng bằng các cung rỗng). Khi đó ta có:

$$|G_{1,i_j} \ge 1 (i = 1...p, j = 1...m_i); \ |G'_{2i}| \ge 1 (i = 1...q). \tag{3.4}$$

Trường hợp trong G có ít nhất một cung bù, khi đó $d(G) \ge 1$ nên từ (3.4) ta có:

$$\sum_{i=1}^{p} \prod_{j=1}^{m_i} h(2d(G), |G_{1,i_j}|) \le h(2d(G), \sum_{i=1}^{p} \prod_{j=1}^{m_i} |G_{1,i_j}|).$$

Tương tự ta có:

$$\sum_{i=1}^{q} h(2d(G), |G_{2i}|) \le h(2d(G), \sum_{i=1}^{q} |G_{2i}|).$$

Từ (3.3) và các kết quả trên ta có:

$$|G'| \le |G_n| + h(2d(G), \sum_{i=1}^{p} \prod_{j=1}^{m_i} |G_{1,i_j}|) + h(2d(G), \sum_{i=1}^{q} |G_{2i}|)$$

$$\le h(2d(G), |G_n|) + \sum_{i=1}^{p} \prod_{j=1}^{m_i} |G_{1,i_j}| + \sum_{i=1}^{p} |G_{2i}|) \le h(2d(G), |G|).$$

Trường hợp trong G không có cung bù, khi đó $d(G) = 0$. Ta có:

$$|G'| \le |G_n| + \sum_{i=1}^{p} \prod_{j=1}^{m_i} 2^{|G_{1,i_j}|} \le 2^{|G_n|} + \sum_{i=1}^{p} \prod_{j=1}^{m_i} |G_{1,i_j} \le 2^{|G|}.$$

Định lý được chứng minh. ∎

Định lý 3.2. *Với mỗi siêu sơ đồ sinh suy rộng G, độ phức tạp ôtômát hữu hạn đoán nhận siêu ngôn ngữ chính quy $L_\propto(G)$ thỏa mãn:*

$$\mathcal{P}(L_\propto(G)) \le h(2(d(G)+1), |G|) + 1.$$

trong đó $d(G)$ là độ sâu của phép đặt dấu lấy phần bù của siêu sơ đồ sinh suy rộng G, còn $|G|$ là số đỉnh cốt yếu của G.

Chứng minh:

Với mỗi siêu sơ đồ sinh suy rộng G, theo Định lý 3.1, ta luôn xây dựng được một sơ đồ sinh đơn giản G' thỏa mãn: $L_\propto(G') = L_\propto(G)$ và $|G'| \le h(2d(G), |G|)$.

Theo định lý Safra, ta có thể xây dựng được ôtômát Muller đơn định A đoán nhận $L_\propto(G')$ với số trạng thái không vượt quá $2^{2^{|G'|}}$, nghĩa là:

$$\mathcal{P}(L_\propto(G)) \le 2^{2^{|G'|}} \le h(2(d(G)+1), |G|) + 1.$$

Ta có điều phải chứng minh. ∎

4. KẾT LUẬN

Với việc đưa vào tập các siêu từ ghi trên cung của siêu đồ thị sinh, kết quả đã chỉ ra được ước lượng trên của số các trạng thái ôtômát Muller đơn định đoán nhận siêu ngôn ngữ chính quy sinh bởi siêu sơ đồ sinh suy rộng. Hướng nghiên cứu tiếp theo là xét trường hợp các tập từ vô hạn ghi trên các cung của đồ thị sinh không chỉ nằm tại cung cuối, mà ở vị trí bất kỳ thì độ phức tạp đoán nhận lớp siêu ngôn ngữ chính quy sinh bởi siêu sơ đồ sinh suy rộng sẽ như thế nào.

TÀI LIỆU THAM KHẢO

[1] Đặng Huy Ruận, Phùng Văn Ổn, Độ phức tạp ôtômát hữu hạn đoán nhận siêu ngôn ngữ chính quy, *Tạp chí Tin học và Điều khiển* **14** (4) (1998).

[2] Dang Huy Ruan, Phung Van On, Some results of regular hyper languages, *VNU, JOURNAL OF SCIENCE, Nat. Sci.* **XV** (1) (1999).

[3] S. Safra, On the complexity of ω-automata, *Proc. 29th Ann. IEEE Symp. on Foundations of Computer Science* (1988) 319–327.

[4] W. Thomas, Automata on infinitive words.Formal model and semantics, *Handbook of Theorical Computer Science* Vol. B (1990).

Nhận bài ngày 05 - 8 - 2003