

<b>Lý Thuyết .....</b>	<b>3</b>
<b>Câu 1: Định nghĩa hệ viết lại .....</b>	<b>3</b>
<b>Câu 2: Mô tả phi hình thức, sự hoạt động và định nghĩa otomat hữu hạn đơn định.....</b>	<b>3</b>
<b>Câu 3: Mô tả phi hình thức, sự hoạt động và định nghĩa otomat hữu hạn không đơn định.....</b>	<b>5</b>
<b>Câu 4: Nêu định nghĩa, tính chất, lấy 2 ví dụ về BTCQ. Nêu hệ quả định lý nêu ra từ định nghĩa.....</b>	<b>6</b>
<b>Câu 5: Nêu định nghĩa văn phạm ngữ cấu, văn phạm cảm ngữ cảm, văn phạm phi ngữ cảm và văn phạm chính quy. Tóm tắt các kết quả của lớp các ngôn ngữ chính quy.....</b>	<b>7</b>
<b>Câu 6: Mô tả phi hình thức và sự hoạt động của Otomat đẩy xuống. ....</b>	<b>8</b>
<b>Câu 7: Mô tả phi hình thức , sự hoạt động và định nghĩa máy turing. ....</b>	<b>9</b>
<b>Câu 8: Mô tả phi hình thức, định nghĩa otomat tuyến tính giới nội và ngôn ngữ được đoán nhận được otomat tuyến tính giới nội. ....</b>	<b>11</b>
 <b>Bài tập mẫu .....</b>	 <b>12</b>
<b>Dạng 1: Viết OH tương đương với BTCQ .....</b>	<b>12</b>
Câu 1.....	12
<b>Dạng 2: Tìm ngôn ngữ sản sinh ra bởi VPPNC .....</b>	<b>13</b>
Câu 1.....	13
<b>Dạng 3: Xây dựng VPPNC sinh ra ngôn ngữ sau .....</b>	<b>14</b>
Câu 1.....	14
Câu 2.....	14
<b>Dạng 4: Tìm VP Chính Quy Phải sản sinh ra BTCQ.....</b>	<b>15</b>
Câu 1.....	15
<b>Dạng 5: Loại bỏ các kí hiệu vô sinh và các kí hiệu không đến được.....</b>	<b>16</b>
Câu 1.....	16
<b>Dạng 6: Loại các <math>\epsilon</math> sản xuất và các sản xuất đơn.....</b>	<b>16</b>
Câu 1.....	16
<b>Dạng 7: Đưa sản xuất về dạng chuẩn chomsky .....</b>	<b>17</b>

Câu 1.....	17
<b>Dạng 8: Tìm suy dẫn bên phải (trái) nhất và lập cây suy dẫn.....</b>	<b>18</b>
Câu 1 (phải).....	18
Câu 2 (trái).....	20
<b>Dạng 9: Dùng CYK kiểm tra một xâu có thuộc ngôn ngữ hay không .....</b>	<b>22</b>
Câu 1.....	22
<b>Dạng 10: Thành lập OH tương đương với tập chữ cái.....</b>	<b>23</b>
Câu 1 $a, b$ .....	23
Câu 2 $a, b, c, d, e$ .....	24
<b>Dạng 11: Xây dựng máy Turing đoán nhận ngôn ngữ .....</b>	<b>25</b>
Câu 1.....	25
Câu 2.....	26
Câu 3.....	27
<b>Dạng 12: Xây dựng ODX đoán nhận ngôn ngữ .....</b>	<b>27</b>
Câu 1.....	27

## Lý Thuyết

### Câu 1: Định nghĩa hệ viết lại

- Định nghĩa hệ viết lại: Một hệ viết lại là một bộ đôi  $W(V, P)$  trong đó  $V$  là một bộ chữ và  $P$  là một tập hữu hạn các cặp xâu trên  $V$ . Một phần tử  $(v, \omega)$  của  $P$  được gọi là 1 quy tắc viết lại hay 1 sản xuất và thường viết là  $v \rightarrow \omega$ .

- Suy dẫn trực tiếp: Xâu  $x$  suy dẫn trực tiếp xâu  $y$ , viết thành  $x \Rightarrow y$  khi hệ  $W$  đã rõ, khi và chỉ khi tồn tại các xâu  $x_1, v, x_2$  và  $\omega$  sao cho  $x = x_1 v x_2, y = x_1 \omega x_2$ , và  $v \rightarrow \omega$  là một sản xuất trong  $P$ .

2

- Suy dẫn: xâu  $x$  suy dẫn xâu  $y$ , viết thành  $x \Rightarrow^* y$  khi hệ  $W$  đã rõ, khi và chỉ khi tồn tại 1 dãy các xâu trên  $V$ :

$$x_0, x_1, x_2, \dots, x_k \text{ với } k \geq 0$$

Sao cho  $x_0 = x, x_k = y$ , và  $x_i$  suy dẫn trực tiếp  $x_{i+1}$  đối với  $0 \leq i \leq k - 1$

- Biểu diễn ngôn ngữ bởi hệ viết lại, ta phải đưa ra 1 tập con  $A$  của  $V^*$  gọi là tập tiên đề.

+ Ngôn ngữ sản sinh bởi hệ viết lại  $W$ , với tiên đề  $A$ , là tập:

$$L_s(W, A) = \{v \mid x \Rightarrow^* v, x \in A\}$$

→  $W$  là một hệ viết lại sản sinh.

+ Ngôn ngữ đoán nhận bởi hệ viết lại  $W$ , với tiên đề  $A$ , là tập:

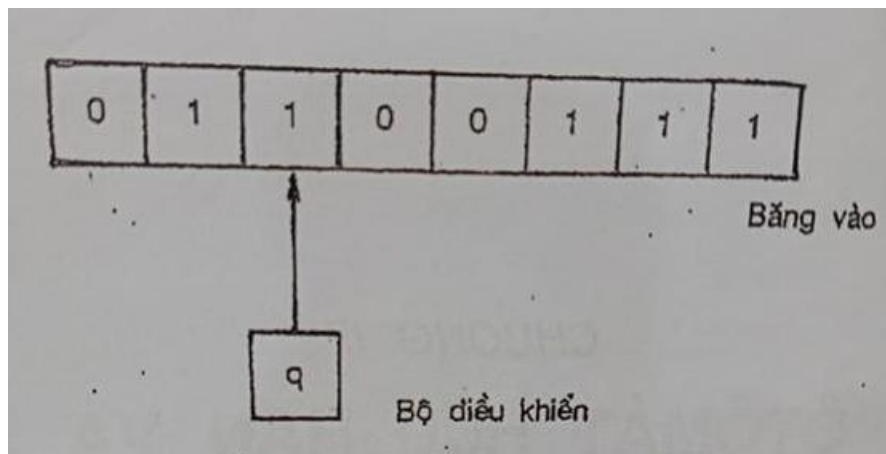
$$L_d(W, A) = \{v \mid v \Rightarrow^* x, x \in A\}$$

→ bây giờ  $W$  là một hệ viết lại đoán nhận.

### Câu 2: Mô tả phi hình thức, sự hoạt động và định nghĩa otomat hữu hạn đơn định.

Otomat hữu hạn như một “máy” đoán nhận xâu mà các bộ phận và cung cấp làm việc của nó là:

- Có một *băng vào*, dùng để ghi xâu vào (xâu cần đoán nhận), mỗi ký hiệu của xâu vào (thuộc bộ chữ  $\Sigma$ ) được ghi trên một ô của băng vào.
- Có một *đầu đọc*, ở mỗi thời điểm quan sát một ô trên băng vào.
- Có một bộ *điều khiển*  $Q$  gồm một số hữu hạn trạng thái, ở mỗi điểm nó có một trạng thái



- Otomat hữu hạn làm việc theo từng bước rời rạc. Một bước làm việc của nó là như sau: tùy theo trạng thái hiện thời của bộ điều khiển và ký hiệu mà đầu đọc quan sát được, mà otomat chuyển sang một trạng thái mới, đồng thời đầu đọc dịch chuyển sang phải một ô. Quy luật để chuyển sang trạng thái mới đó được cho bởi một hàm, gọi là hàm chuyển:

$$\partial: Q \times \Sigma \rightarrow Q$$

- Trong đó  $Q$  có phân biệt một trạng thái  $q_0$ , gọi là trạng thái đầu và một tập  $F$  các trạng thái gọi là trạng thái cuối.
- Otomat đoán nhận một chuỗi vào  $v \in \Sigma^*$ , Nếu otomat xuất phát từ trạng thái đầu  $q_0$ , với đầu đọc nhòm vào ký hiệu bên trái nhất của  $v$ , sau đó một hữu hạn bước làm việc, nó đọc xong chuỗi  $v$  (tức là đầu đọc vượt khỏi mút bên phải của  $v$ ) và rơi vào một trong các trạng thái cuối.
- Tập hợp mọi chuỗi được đoán nhận bởi otomat hợp thành ngôn ngữ được đoán nhận bởi otomat đó.
- Khả năng ghi nhớ của otomat là hữu hạn, hàm chuyển  $\partial$  là hàm toàn phần và đơn trị nên bước chuyển của otomat luôn được xác định một cách duy nhất. Do đó, otomat mô tả như trên gọi là otomat hữu hạn đơn định.
- **Định nghĩa:** một otomat hữu hạn đơn định viết tắt là OHĐ là một hệ thống:

$$M = (\Sigma, Q, \partial, q_0, F)$$

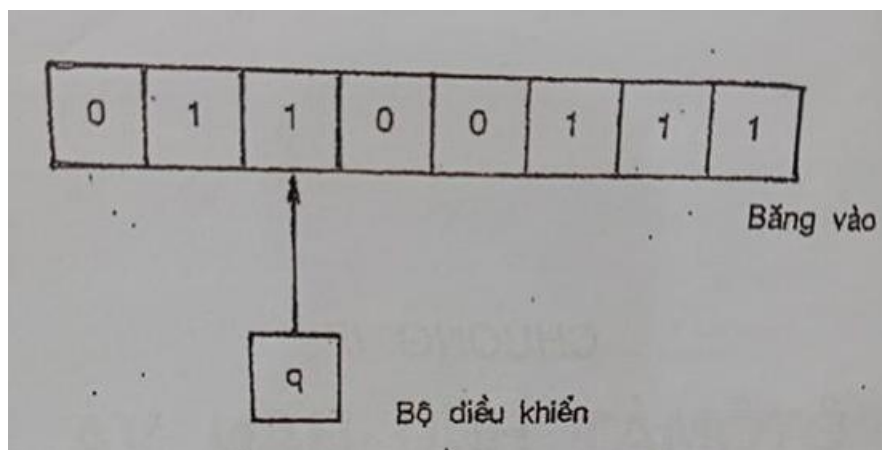
trong đó:

- $\Sigma$  là một bộ chữ hữu hạn, gọi là bộ chữ vào.
- $Q$  là một tập hữu hạn các trạng thái,  $\Sigma \cap Q = \emptyset$
- $\partial: Q \times \Sigma \rightarrow Q$ , được gọi là hàm chuyển.
- $q_0 \in Q$  là trạng thái đầu
- $F \subset Q$  là tập các trạng thái cuối.

**Câu 3: Mô tả phi hình thức, sự hoạt động và định nghĩa otomat hữu hạn không đơn định**

Otomat hữu hạn như một “máy” đoán nhận xâu mà các bộ phận và cung cấp làm việc của nó là:

- Có một *băng vào*, dùng để ghi xâu vào (xâu cần đoán nhận), mỗi ký hiệu của xâu vào (thuộc bộ chữ  $\Sigma$ ) được ghi trên một ô của băng vào.
- Có một *đầu đọc*, ở mỗi thời điểm quan sát một ô trên băng vào.
- Có một bộ *điều khiển*  $Q$  gồm một số hữu hạn trạng thái, ở mỗi điểm nó có một trạng thái.



- Otomat hữu hạn làm việc theo từng bước rời rạc. Một bước làm việc của nó là như sau: tùy theo trạng thái hiện thời của bộ điều khiển và ký hiệu mà đầu đọc quan sát được, mà otomat chuyển sang một trạng thái mới, đồng thời đầu đọc dịch chuyển sang phải một ô. Quy luật để chuyển sang trạng thái mới đó được cho bởi một hàm, gọi là hàm chuyển

$$\partial: Q \times \Sigma \rightarrow Q$$

- Trong đó  $Q$  có phân biệt một trạng thái  $q_0$ , gọi là trạng thái đầu và một tập  $F$  các trạng thái gọi là trạng thái cuối.
- Otomat đoán nhận một xâu vào  $v \in \Sigma^*$ , Nếu otomat xuất phát từ trạng thái đầu  $q_0$ , với đầu đọc nhóm vào ký hiệu bên trái nhất của  $v$ , sau đó một hoặc nhiều bước hữu hạn bước làm việc, nó không hết xâu  $v$ , hoặc đọc hết xâu  $v$  nhưng không đến được trạng thái cuối. Nếu tồn tại các trường hợp đọc hết xâu  $v$  và đi đến được đích. (tức là đầu đọc vượt khỏi mút bên phải của  $v$ ) và rơi vào một trong các trạng thái cuối thì tập hợp mọi xâu được đoán nhận bởi otomat hợp thành ngôn ngữ được đoán nhận bởi otomat đó.
- Khả năng ghi nhớ của otomat là hữu hạn, quá trình đoán nhận xâu vào (tức là quá trình viết lại các xâu hình dạng) là không đơn định. Do đó,

otomat mô tả như trên gọi là otomat hữu hạn không đơn định.

• **Định nghĩa:** một otomat hữu hạn không đơn định viết tắt là OHK là một hệ thống:

$$M = (\Sigma, Q, \partial, q_0, F)$$

trong đó:

- $\Sigma$  là một bộ chữ hữu hạn, gọi là bộ chữ vào.
- $Q$  là một tập hữu hạn các trạng thái,  $\Sigma \cap Q = \emptyset$
- $\partial: Q \times \Sigma \rightarrow Q$ , được gọi là hàm chuyển.
- $q_0 \in Q$  là trạng thái đầu
- $F \subset Q$  là tập các trạng thái cuối.

**Câu 4: Nêu định nghĩa, tính chất, lấy 2 ví dụ về BTCQ. Nêu hệ quả định lý nêu ra từ định nghĩa.**

**Định nghĩa:** Cho  $\Sigma$  là một bộ chữ.  $\Sigma$  Một biểu thức chính quy (viết tắt là BTCQ) trên  $\Sigma$  và tập hợp do nó chỉ định được định nghĩa một cách đệ quy như sau:

1.  $\emptyset$  là một BTCQ và chỉ định tập rỗng.
2.  $\varepsilon$  là một BTCQ và chỉ định tập  $\{\varepsilon\}$
3. Với mỗi  $a \in \Sigma$  thì  $a$  là một BTCQ và chỉ định tập  $\{a\}$ .
4. Nếu  $r$  và  $s$  là các BTCQ, lần lượt chỉ định các tập  $R$  và  $S$  thì  $(r+s)$ ,  $(rs)$ , và  $(r^*)$  là BTCQ, lần lượt chỉ định các tập  $R \cup S$ ,  $RS$ ,  $R^*$

VD:

- $00$  là biểu thức chính quy chỉ định tập  $\{00\}$
- Biểu thức  $(0 + 1)^*$  là BTCQ chỉ định tập mọi xâu 0 và 1.

**Tích chất:**

1.  $r + s = s + r$
2.  $r + r = r$
3.  $r + (s + t) = (r + s) + t$
4.  $r(st) = (rs)t$
5.  $r(s + t) = rs + rt$
6.  $(r + s)t = rt + st$
7.  $r\varepsilon = \varepsilon r = r$
8.  $\emptyset r = r\emptyset = \emptyset$
9.  $r + \emptyset = r$
10.  $\emptyset^* = \varepsilon$
11.  $(\varepsilon + r)^* = r^*$
12.  $r + r^* = r^*$

$$13. (r^*)^* = r^*$$

$$14. (r^* + s^*)^* = (r + s)^*$$

**Hệ quả:** Với mọi tập hữu hạn  $L \subset \Sigma^*$ , đều tồn tại một BTCQ mà tập nó chỉ định là  $L$ .

**Định lý:** Một ngôn ngữ  $L$  được chỉ định bởi một BTCQ khi và chỉ khi nó được đoán nhận bởi một OH.

**Câu 5: Nêu định nghĩa văn phạm ngữ cấu, văn phạm cảm ngữ cảm, văn phạm phi ngữ cảm và văn phạm chính quy. Tóm tắt các kết quả của lớp các ngôn ngữ chính quy.**

- Văn phạm ngữ cấu (VPNC) là một hệ thống gồm:

$$G = (\Sigma, \Delta, P, S)$$

Trong đó:

1.  $\Delta$  là tập hữu hạn các biến (hay kí hiệu không kết thúc).
2.  $\Sigma$  là tập hữu hạn các kí hiệu cuối,  $\Delta \cap \Sigma = \emptyset$ .
3.  $S \in \Delta$  là kí hiệu đầu.
4.  $P$  là tập các sản xuất có dạng  $\alpha \rightarrow \beta$ , với  $\alpha, \beta \in (\Delta \cup \Sigma)^*$ ,  $\alpha \neq \varepsilon$  và  $\alpha$  có chứa biến.

- Văn phạm cảm ngữ cảm (VPCNC) là một hệ thống:

$$G = (\Sigma, \Delta, P, S)$$

Trong đó:

1.  $\Delta$  là một tập hữu hạn các biến hay kí hiệu không kết thúc.
2.  $\Sigma$  là một tập hữu hạn các kí hiệu cuối,  $\Delta \cap \Sigma = \emptyset$ .
3.  $S \in \Delta$  là ký hiệu đầu.
4.  $P$  là tập hữu hạn các sản xuất  $\alpha \rightarrow \beta$  trong đó  $\alpha, \beta \in (\Delta \cup \Sigma)^*$ ,  $\alpha$  có chứa biến và  $|\alpha| \leq |\beta|$ .

- Văn phạm phi ngữ cảm (VPPNC) là một hệ thống:

$$G = (\Sigma, \Delta, P, S)$$

Trong đó:

1.  $\Sigma$  là một tập hữu hạn các kí hiệu, gọi là kí hiệu kết thúc (còn gọi là kí hiệu cuối).
2.  $\Delta$  là một tập hữu hạn các kí hiệu, gọi là kí hiệu không kết thúc (hay còn gọi là các biến) với  $\Delta \cap \Sigma = \emptyset$ .
3.  $S \in \Delta$  là kí hiệu đầu.
4.  $P$  là một tập hữu hạn các sản xuất có dạng:

$$A \rightarrow \alpha \text{ với } A \in \Delta \text{ và } \alpha \in (\Delta \cup \Sigma)^*$$

- Văn phạm chính quy (VPCQ) là một hệ thống:

$$G = (\Sigma, \Delta, P, S)$$

Trong đó:

1.  $\Sigma$  là một tập hữu hạn các kí hiệu, gọi là kí hiệu kết thúc (còn gọi là kí hiệu cuối).
2.  $\Delta$  là một tập hữu hạn các kí hiệu, gọi là kí hiệu không kết thúc (hay còn gọi là các biến) với  $\Delta \cap \Sigma = \emptyset$ .
3.  $S \in \Delta$  là kí hiệu đầu.
4.  $P$  là một tập hữu hạn các sản xuất, trong đó:
  - Văn phạm chính quy phải sẽ có  $P$  dạng:  
 $A \rightarrow aB$  hoặc  $A \rightarrow a$ , với  $a \in \Sigma$  và  $A, B \in \Delta$
  - Văn phạm chính quy trái sẽ có  $P$  dạng:  
 $A \rightarrow Ba$  hoặc  $A \rightarrow a$ , với  $a \in \Sigma$  và  $A, B \in \Delta$

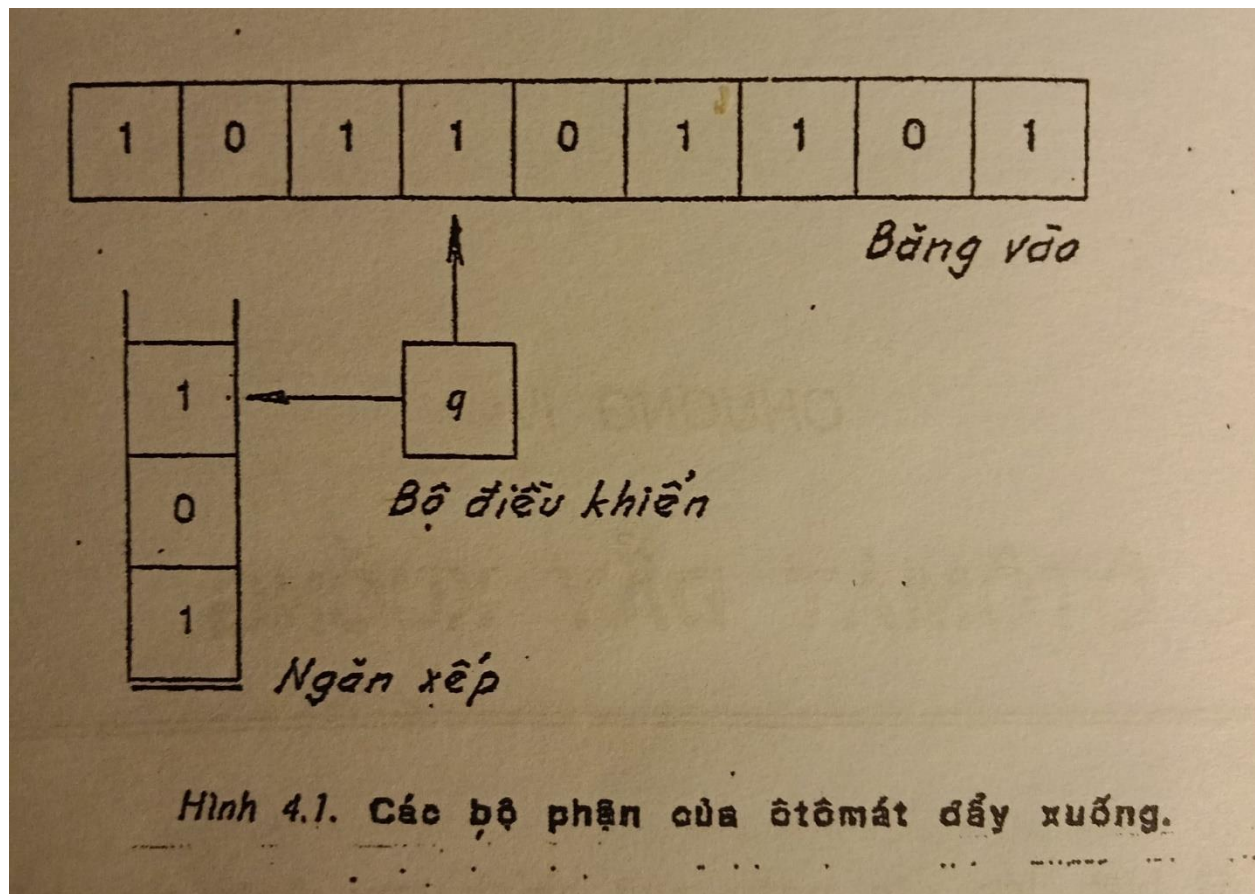
- Kết quả của lớp các ngôn ngữ chính quy là:

- Lớp các ngôn ngữ đoán nhận bởi các OHD (Định nghĩa)
- Lớp các ngôn ngữ đoán nhận bởi các OHK (Hệ quả 2.1)
- Lớp các ngôn ngữ đoán nhận bởi các BTCQ (định lý 2.10)
- Lớp các ngôn ngữ sản sinh bởi các VPCQ (trái hoặc phải), sai khác nhau rộng  $\mathcal{E}$  (định lý 3.4, định lý 3.5).
- Lớp các ngôn ngữ sản sinh bởi các VPTT (trái hoặc phải), sai khác nhau rộng  $\mathcal{E}$  (định lý 3.6, 3.7)
- 

#### **Câu 6: Mô tả phi hình thức và sự hoạt động của Otomat đẩy xuống.**

- Otomat đẩy xuống bao gồm một bộ điều khiển với hữu hạn trạng thái, một đầu đọc cho phép đọc lần lượt từ trái sang phải các ký hiệu của xâu vào và ghi trên một băng vào. Otomat đẩy xuống có khả năng ghi nhớ tốt hơn OH do nó có băng làm việc, gọi là ngăn xếp (stack). Ngăn xếp được tổ chức theo nguyên tắc “vào sau ra trước” (LIFO) giống như một ổ đạn. Khi đưa một kí hiệu vào ngăn xếp, thì ký hiệu đó được đặt lên đầu ngăn, và đẩy các ký hiệu cũ xuống dưới nó. Còn khi đọc thì chỉ có một ký hiệu được đọc, đây là ký hiệu trên cùng. Khi đọc xong thì ký hiệu được đọc bị loại khỏi ngăn xếp và các ký hiệu kề dưới nó sẽ trôi lên vị trí đầu ngăn.



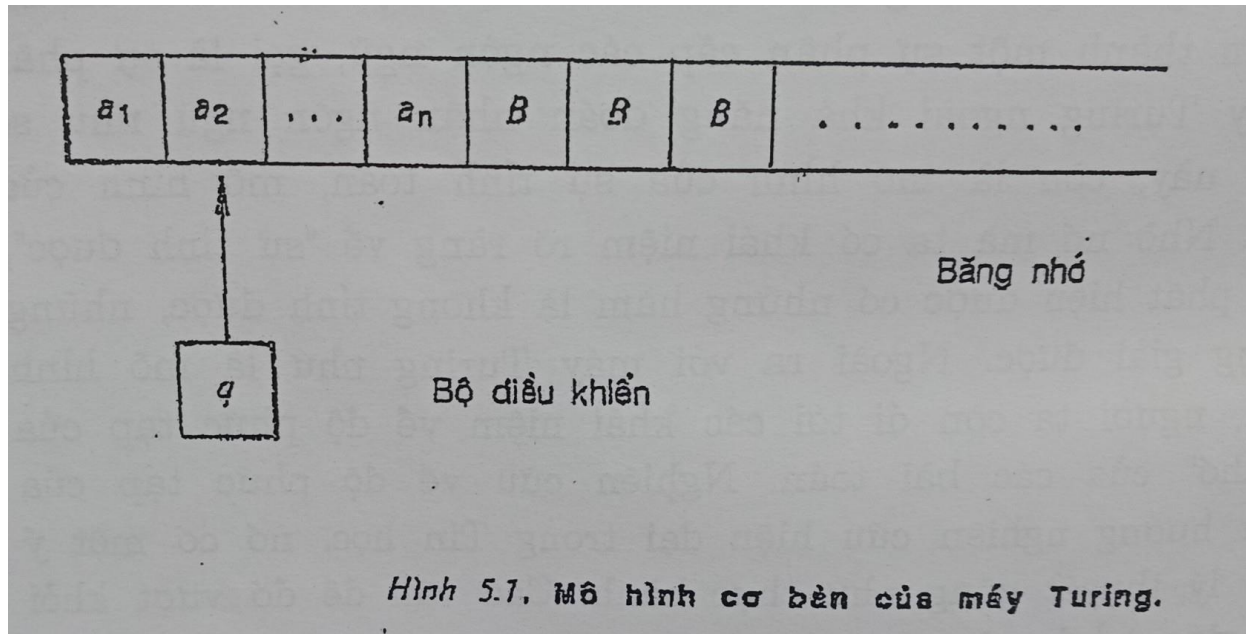


- Một bước chuyển của otomat là như sau: Tùy theo trạng thái hiện tại của bộ điều khiển, ký hiệu vào, mà đầu đọc quan sát được vào lúc đó và ký hiệu ở đầu ngăn xếp, otomat sẽ chuyển sang một trạng thái mới nào đó, ghi một xâu ký hiệu nào đó vào ngăn xếp và dịch chuyển đầu đọc sang phải một ô. Cũng có khi ký hiệu vào không ảnh hưởng tới bước chuyển. Ta gọi đó là một bước chuyển “nhắm mắt”, và trong bước chuyển đó, đầu đọc vẫn đứng yên tại chỗ cũ. Thực chất, bước chuyển đặc biệt đó là một sự tạm ngưng quan sát băng vào để chấn chỉnh lại ngăn xếp.
  - Có hai cách để thừa nhận xâu vào:
    - + Xâu vào được đọc xong và otomat đến được một trong các trạng thái cuối.
    - + Xâu vào được đọc xong và ngăn xếp trở thành rỗng.
- ⇒ Hai cách thừa nhận trên là tương đương nhau.

**Câu 7: Mô tả phi hình thức, sự hoạt động và định nghĩa máy turing.**

- Máy turing là một mô hình của máy tính hiện đại, có một băng nhớ, dùng để ghi mọi loại dữ liệu (dữ liệu vào, dữ liệu dùng cho điều khiển). Với một bộ hữu hạn các trạng thái, máy turing làm việc theo lối “ngắt quãng” theo từng bước chuyển. Ở mỗi bước chuyển, nó có thể đọc một ký hiệu, viết một ký hiệu và dịch chuyển đầu đọc sang phải hoặc sang trái một ô trên băng.

- Cụ thể về máy turing như sau:
- Một băng nhớ vô hạn một đầu (đầu phải), được chia thành ô, một ô có thể ghi một ký hiệu. Ban đầu  $n$  ô ( $n \geq 0$ ) bên trái nhất trên băng được ghi vào. Các ô còn lại bên phải được lấp đầy bởi một ký hiệu đặc biệt gọi là ký hiệu trắng B (Blank).
- Một bộ điều khiển có hữu hạn trạng thái, ở mỗi thời điểm có một trạng thái.
- Một đầu đọc – viết, cho phép ở mỗi lúc đọc hay viết ở một ô trên băng.



- Máy turing làm việc một cách đơn định: tùy thuộc vào trạng thái hiện tại và ký hiệu đọc được trên băng, mà nó tiến hành một bước chuyển gồm có ba động tác:
  1. Đổi trạng thái.
  2. Viết một ký hiệu vào ô được nhòm, thay cho ký hiệu cũ ở đó.
  3. Chuyển đầu đọc-viết sang phải hay sang trái 1 ô.

Như vậy máy turing khác otomat hữu hạn ở chỗ: đầu đọc-viết có thể dịch chuyển tự do trên băng, không những đọc, mà còn viết và vùng làm việc có thể mở rộng theo yêu cầu.

Định nghĩa: Máy Turing viết tắt là MT, là một hệ thống:

$$M = (\Sigma, Q, \Gamma, \delta, q_0, B, F)$$

Trong đó:

$Q$  là tập hữu hạn các trạng thái.

$\Gamma$  là tập hữu hạn các ký hiệu trên băng.

$B$  là tập ký hiệu trong  $\Gamma$  gọi là ký hiệu trắng.

$\Sigma$  là một tập con của  $\Gamma$ , không chứa B, gọi là bộ chữ vào.

$\partial: Q \times \Gamma \rightarrow Q \times \Gamma \times \{L, R\}$  gọi là hàm chuyển. ( $\partial$  không nhất thiết xác định khắp nơi).

$q_0$  trong  $Q$  là trạng thái đầu.

$F \subset Q$  là tập các trạng thái cuối.

Ta gọi một hình trạng là một xâu dạng  $\# \gamma_1 q \gamma_2 \#$  trong đó  $\#$  không thuộc  $\Gamma$  gọi là ký hiệu nút.  $\gamma_1, \gamma_2 \in \Gamma^*$ ,  $q \in Q$ . Một hình trạng phản ánh hiện trạng làm việc của máy turing như sau:

$\gamma_1 \gamma_2$  là nội dung trên băng nhớ kể từ nút trái tới ký hiệu khác B ở bên phải nhất trên băng. Hoặc khi đầu đọc vượt quá sang phải ký hiệu nói trên, thì  $\gamma_1 \gamma_2$  là nội dung trên băng kể từ đầu đọc. Ký hiệu được nhóm là ký hiệu bên trái nhất của  $\gamma_2$ . Hình trạng đầu là  $\# q_0 \omega \#$  với  $\omega \in \Sigma^*$ .

**Câu 8: Mô tả phi hình thức, định nghĩa otomat tuyến tính giới nội và ngôn ngữ được đoán nhận được otomat tuyến tính giới nội.**

Otomat tuyến tính giới nội (viết tắt là OTTGN) là một máy turing không đơn định và không có khả năng nói rộng vùng làm việc ra khỏi nút trái và nút phải của xâu vào.

OTTGN không bao giờ sử dụng tới các ô trống ở trên băng về phía trái và phải của xâu vào. Vì vậy ký hiệu trống B như đã được dùng ở máy turing là không cần dùng ở đây. Trái lại để OTTGN nhận biết được giới hạn bên trái và bên phải của xâu vào, ta phải đưa thêm vào  $\Sigma$  hai ký hiệu đặc biệt  $\#_t, \#_p$  để đánh dấu nút trái và nút phải của xâu vào. Lúc xuất phát, xâu vào ở trên băng sẽ có dạng  $\#_t \omega \#_p$ , trong đó  $\omega \in (\Sigma - \{\#_t, \#_p\})^*$  là xâu cần đoán nhận.

Trong quá trình làm việc, khi đầu đọc tới ô chứa  $\#_t$  hay  $\#_p$  thì phản ứng được phép tiếp sau đó chỉ có thể là đổi trạng thái, chuyển đầu đọc trở lại phía trong (tức là chuyển phải khi gặp  $\#_t$  và chuyển trái khi gặp  $\#_p$ ) mà không được viết gì khác thay cho  $\#_t$  và  $\#_p$ .

- Định nghĩa một cách hình thức thì OTTGN là một hệ thống:

$$M = (\Sigma, Q, \Gamma, \partial, q_0, \#_t, \#_p, F)$$

Trong đó:

$Q$  là tập hữu hạn các trạng thái.

$\Gamma$  là tập hữu hạn các ký hiệu trên băng.

$\Sigma$  là một tập con của  $\Gamma$ , gọi là bộ chữ vào.

$q_0$  trong  $Q$  là trạng thái đầu.

$F \subset Q$  là tập các trạng thái cuối.

$\#_t$  là kí hiệu nút trái.

$\#_p$  là kí hiệu nút phải.

$\partial: Q \times \Gamma \rightarrow \mathcal{F}(Q \times \Gamma \times \{L, R\})$  gọi là hàm chuyển, thoả mãn điều kiện:

- Nếu  $(p, Y, E) \in \partial(q, \#_t)$  thì  $Y = \#_t$  và  $E = R$ .
- Nếu  $(p, Y, E) \in \partial(q, \#_p)$  thì  $Y = \#_p$  và  $E = L$ .

Hệ viết lại  $(V, P)$  ngầm định của OTTGN  $M$  có bộ chữ  $V = Q \cup \Gamma$  (Bao gồm  $\#_t$  và  $\#_p$ ) và có tập  $P$  các sản xuất ở các dạng sau đây (Trong đó  $p, q \in Q$ , và  $X, Y \in \Gamma - \{\#_t, \#_p\}$ ):

1.  $qX \rightarrow Yp$  tương ứng với  $(p, Y, R) \in \partial(q, X)$
2.  $ZqX \rightarrow pZY$  tương ứng với  $(p, Y, L) \in \partial(q, X)$  với mọi  $\Sigma \in \Gamma$ .
3.  $q\#_t \rightarrow \#_tp$  tương ứng với  $(p, \#_t, R) \in \partial(q, \#_t)$ .
4.  $Zq\#_p \rightarrow pZ\#_p$  tương ứng với  $(p, \#_p, L) \in \partial(q, \#_p)$  với mọi  $\Sigma \in \Gamma$ .

Với các quan hệ suy dẫn  $\Rightarrow$  và  $\Rightarrow^*$  định nghĩa trong hệ viết lại đó, ta định nghĩa ngôn ngữ đoán nhận với OTTGN  $M$  là:

$$L(M) = \{\omega \mid \omega \in (\Sigma - \{\#_t, \#_p\})^* \text{ và } \#_t q_0 \omega \#_p \Rightarrow^* \gamma_1 p \gamma_2\}$$

Với  $p \in F$ , và  $\gamma_1, \gamma_2 \in \Gamma^*$ .

## Bài tập mẫu

### Dạng 1: Viết OH tương đương với BTCQ

Câu 1

$$a(bb + ab)^* a(a + b)^*$$

BTCQ  $a(bb + ab)^* a(a + b)^*$  là ghép tiếp của 3 ngôn ngữ  $(bb+ab)$ ;  $(a+b)$ ;  $a$ .

$(bb+ab)$  là ghép tiếp của 2 ngôn ngữ  $bb$  và  $ab$ .  $bb$  là ghép tiếp của 2 ngôn ngữ  $b$  và  $b$ .  $ab$  là ghép tiếp của 2 ngôn ngữ  $a$  và  $b$ .

$(a+b)$  là ghép tiếp của 2 ngôn ngữ  $a$  và  $b$ .

Trên cơ sở đó, OH tương đương với BTCQ trên là:

$$M = (\Sigma, Q, \partial, A, D)$$

Trong đó:

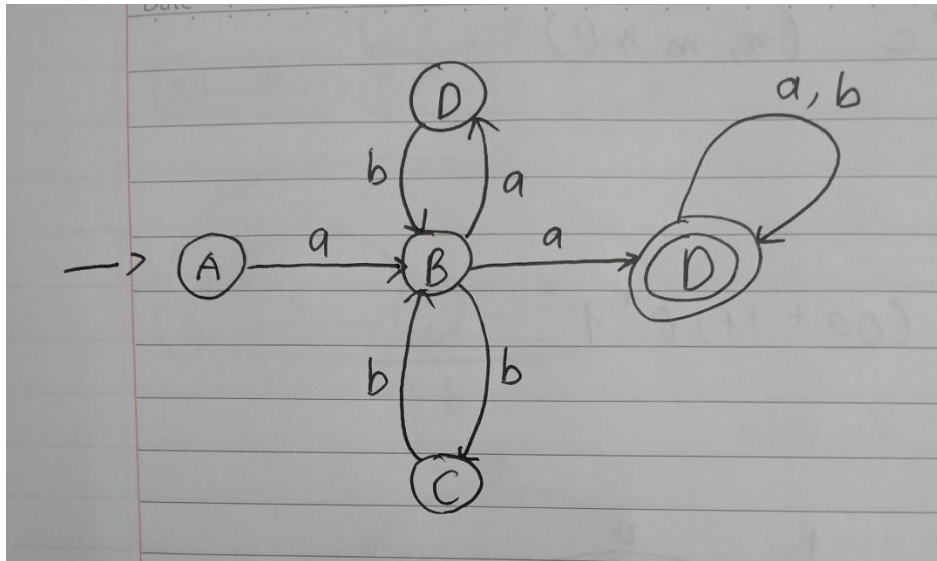
$$\Sigma = \{a, b\}$$

$$Q = \{A, B, C, D\}$$

$$F = \{D\}$$

A – là trạng thái đầu.

Hàm chuyển  $\delta$  được biểu diễn như hình sau:



## Dạng 2: Tìm ngôn ngữ sản sinh ra bởi VPPNC

Câu 1

$$G = (\{a, b, c\}, \{S, A, B\}, S, \{S \rightarrow AB, A \rightarrow aA|c, B \rightarrow bB|c\})$$

Ngôn ngữ sản sinh ra bởi VP trên gồm các xâu chỉ chứa các kí tự kết thúc. Các xâu này được suy dẫn ra từ VP G, bắt đầu từ kí hiệu đầu S.

- Nếu áp dụng ngay sx  $S \rightarrow AB$ , ta có:  $S \Rightarrow AB$
- Nếu áp dụng n lần sx  $A \rightarrow aA$ , ta có:  $A \Rightarrow^* a^n A$
- Nếu áp dụng n lần sx  $A \rightarrow aA$  rồi áp dụng sx  $A \rightarrow c$ , ta có:

$$A \Rightarrow^* a^n A \Rightarrow a^n c$$

- Nếu áp dụng m lần sx  $B \rightarrow bB$ , ta có:  $B \Rightarrow^* b^m B$
- Nếu áp dụng m lần sx  $B \rightarrow bB$ , rồi áp dụng sx  $B \rightarrow c$ , ta có:

$$B \Rightarrow^* b^m B \Rightarrow b^m c$$

- Nếu áp dụng ngay sx  $S \rightarrow AB$ , sau đó áp dụng n lần sản xuất  $A \rightarrow aA$ , rồi áp dụng sản xuất  $A \rightarrow c$  rồi lại áp dụng m lần sản xuất  $B \rightarrow bB$ , cuối cùng áp dụng sx  $B \rightarrow c$ , ta có:

$$S \Rightarrow AB \Rightarrow^* a^n AB \Rightarrow a^n cB \Rightarrow^* a^n cb^m B \Rightarrow a^n cb^m c \in L(G)$$

Kết hợp các trường hợp trên ta có:

$$L(G) = \{a^n cb^m c | m, n \geq 0\}$$

### Dạng 3: Xây dựng VPPNC sinh ra ngôn ngữ sau

Câu 1

$$L = \{a^j b^j c^{i+3} d^i \mid i, j \geq 1\}$$

Ngôn ngữ  $\{a^j b^j c^{i+3} d^i \mid i, j \geq 1\}$  gồm các xâu chứa 2 cặp  $a^j b^j$  và  $c^{i+3} d^i$ . Cặp  $a^j b^j$  ghép tiếp với cặp  $c^{i+3} d^i$ . Dùng đầu S sinh ra hai kí hiệu A, B và  $c^3$ . Dùng kí hiệu A sinh ra cặp  $a^j b^j$ . Dùng kí hiệu B sinh ra cặp  $c^i d^i$ .

Trên cơ sở đó, VPPNC sinh ra ngôn ngữ trên được lập là:

$$G = (\Sigma, \Delta, P, S)$$

Trong đó:

$$\Sigma = \{a, b, c, d\}$$

$$\Delta = \{S, A, B\}$$

S – kí hiệu đầu.

$$P = \{S \rightarrow AcccB, A \rightarrow aAb \mid ab, B \rightarrow cBd \mid cd\}$$

Câu 2

$$L = \{a^i (bc)^j d^i \mid i, j \geq 1\}$$

Ngôn ngữ  $\{a^i (bc)^j d^i \mid i, j \geq 1\}$  gồm các xâu chứa 2 cặp  $a^i d^i$  và  $(bc)^j$ . Cặp  $(bc)^j$  xen giữa với cặp  $a^i d^i$ . Dùng đầu S sinh ra kí hiệu A và cặp  $a^i d^i$ . Dùng kí hiệu A sinh ra cặp  $(bc)^j$ .

Trên cơ sở đó, VPPNC sinh ra ngôn ngữ trên được lập là:

$$G = (\Sigma, \Delta, P, S)$$

Trong đó:

$$\Sigma = \{a, b, c, d\}$$

$$\Delta = \{S, A\}$$

S – kí hiệu đầu.

$$P = \{S \rightarrow aAd, A \rightarrow bcA \mid bc\}$$



#### Dạng 4: Tìm VP Chính Quy Phải sản sinh ra BTCQ

Câu 1

$$(0 + 1)^*(00 + 11)$$

BTCQ  $(0 + 1)^*(00 + 11)$  là ghép tiếp của 2 ngôn ngữ  $(0 + 1)^*$  và  $(00 + 11)$

. Trong đó  $(0 + 1)^*$  là lặp của ngôn ngữ  $(0 + 1)$

Trên cơ sở đó, OH tương đương với BTCQ trên được xây dựng là:

$$M = (\Sigma, Q, \partial, A, F)$$

Trong đó:

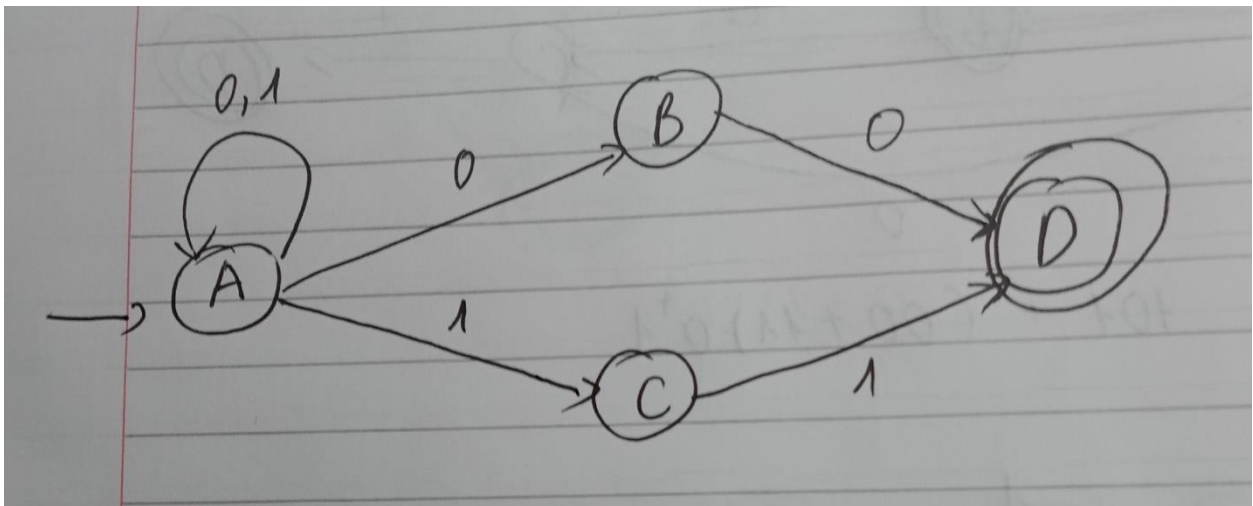
$$\Sigma = \{0,1\}$$

$$Q = \{A, B, C, D\}$$

A – Trạng thái đầu.

$$F = \{D\}$$

Hàm chuyển  $\partial$  được cho như biểu đồ sau:



Từ đó, VPCQP tương đương với BTCQ trên là:

$$G = (\Sigma, \Delta, P, A)$$

Trong đó:

$$\Sigma = \{0,1\}$$

$$\Delta = \{A, B, C, D\}$$

A – Ký hiệu đầu.

$$P = \{A \rightarrow 0A \mid 1A \mid 0B \mid 1C, B \rightarrow 0D \mid 0, C \rightarrow 1D \mid 1\}$$

### Dạng 5: Loại bỏ các kí hiệu vô sinh và các kí hiệu không đến được

Câu 1

$$S \rightarrow Ab \mid BE, A \rightarrow aC, B \rightarrow b \mid DA$$

$$C \rightarrow aDD, D \rightarrow ab$$

Ta có  $\Delta$  cần tính là:

- Từ các sx:  $B \rightarrow b, D \rightarrow ab$ , ta có:  
 $\Delta = \{B, D\}$
- Từ sx:  $C \rightarrow aDD$ , ta có:  
 $\Delta = \{B, D, C\}$
- Từ sx  $A \rightarrow aC$ , ta có:  
 $\Delta = \{B, D, C, A\}$
- Từ sx  $S \rightarrow Ab$ , ta có:  
 $\Delta = \{B, D, C, A, S\}$

Vậy từ sx P, tập sx P' được tính là:

$$P' = \{S \rightarrow Ab, A \rightarrow aC, B \rightarrow b \mid DA, C \rightarrow aDD, D \rightarrow ab\}$$

Như vậy loại được kí hiệu vô sinh E vì  $S \rightarrow BE$

VPPNC không chứa các loại kí hiệu không đến được tương đương với VP G' là:

$$G'' = (\Sigma'', \Delta'', P'', S)$$

Ta tính  $\Delta''$  và  $\Sigma''$  như sau:

- Khởi đầu:  $\Delta'' = \{S\}, \Sigma'' = \emptyset$
- + từ sx:  $S \rightarrow Ab$ , ta có:  $\Delta'' = \{S, A\}, \Sigma'' = \{b\}$
- + từ sx:  $A \rightarrow aC$ , ta có:  $\Delta'' = \{S, A, C\}, \Sigma'' = \{a, b\}$
- + từ sx:  $C \rightarrow aDD$ , ta có:  $\Delta'' = \{S, A, C, D\}, \Sigma'' = \{a, b\}$
- + từ sx:  $D \rightarrow ab$ , ta có:  $\Delta'' = \{S, A, C, D, \}, \Sigma'' = \{a, b\}$

Từ cơ sở trên, tập sx P'' được tính như sau:

$$P'' = \{S \rightarrow Ab, A \rightarrow aC, C \rightarrow aDD, D \rightarrow ab\}$$

Như vậy đã loại bỏ được kí hiệu không đến được là B và sản xuất:  $B \rightarrow b \mid DA$

### Dạng 6: Loại các $\epsilon$ sản xuất và các sản xuất đơn

Câu 1

$$S \rightarrow AB, A \rightarrow a \mid bB \mid \epsilon, B \rightarrow bA \mid \epsilon$$

VPPNC không chứa các  $\epsilon$  sx tương đương với VP  $G' = (\Sigma, \Delta, P', S)$

- Tập kí hiệu triệu tiêu được là B,S:
- + Từ sx  $B \rightarrow bA \mid \epsilon$ , ta có:  $B \rightarrow bA \mid b$



- + Từ sx  $A \rightarrow a \mid bB \mid \varepsilon$ , ta có:  $A \rightarrow a \mid bB$
- + Từ sx  $S \rightarrow AB$ , ta có:  $S \rightarrow AB \mid A \mid B \mid \varepsilon$

Như vậy tập sx  $P'$  được tính là:

$$P' = \{S \rightarrow AB \mid A \mid B \mid \varepsilon, A \rightarrow bB \mid a, B \rightarrow bA \mid b\}$$

Từ tập  $P'$  đã loại bỏ  $\varepsilon$  sản xuất không cần thiết ở trên, ta có VPPNC không chứa các kí hiệu đơn tương đương với  $G''$  là:

$$G'' = (\Sigma'', \Delta'', P'', S)$$

Tập các sx không phải sx đơn gồm:

$$S \rightarrow AB \mid \varepsilon$$

$$A \rightarrow bB \mid a$$

$$B \rightarrow bA \mid b$$

Các sx thay thế sx đơn gồm:

- Từ  $S \rightarrow A$ , ta có:  $S \rightarrow bB \mid a$
- Từ  $S \rightarrow B$ , ta có:  $S \rightarrow bA \mid b$

Như vậy tập sx  $P''$  được tính là:

$$P'' = \{S \rightarrow AB \mid bB \mid bA \mid b \mid a \mid \varepsilon, A \rightarrow bB \mid a, B \rightarrow bA \mid b\}$$

## Dạng 7: Đưa sản xuất về dạng chuẩn chomsky

Câu 1

$$S \rightarrow BA \mid abb$$

$$A \rightarrow a \mid AbBB$$

$$B \rightarrow b \mid BaAA$$

VPPNC chỉ chứa các sx ở dạng chuẩn chomsky tương đương với VP  $G$  là:

$$G' = (\Sigma, \Delta', P', S)$$

- Các sx đã ở dạng chuẩn chomsky gồm:

$$S \rightarrow BA, A \rightarrow a, B \rightarrow b$$

Ta đi đưa các sx chưa ở dạng chuẩn chomsky về dạng về phải chỉ chứa các kí hiệu không kết thúc:

- Từ sx  $B \rightarrow BaAA$ , ta có:  $B \rightarrow BC_aAA, C_a \rightarrow a$
- Từ sx  $A \rightarrow AbBB$ , ta có:  $A \rightarrow AC_bBB, C_b \rightarrow b$
- Từ sx  $S \rightarrow abb$ , ta có:  $S \rightarrow C_aC_bC_b$

Tiếp theo ta đưa các sản xuất chưa dạng chuẩn chomsky mà độ dài lớn hơn 2 về dạng chuẩn chomsky:

- Từ sx  $B \rightarrow BC_aAA$ , ta có:  $B \rightarrow C_1C_2, C_1 \rightarrow BC_a, C_2 \rightarrow AA$
- Từ sx  $A \rightarrow AC_bBB$ , ta có:  $A \rightarrow C_3C_4, C_4 \rightarrow BB, C_3 \rightarrow AC_b$
- Từ sx  $S \rightarrow C_aC_bC_b$ , ta có:  $S \rightarrow C_5C_b, C_5 \rightarrow C_aC_b$

Như vậy tập sx  $P'$  được tính là:  $C_5 \rightarrow C_aC_b$

$$P' = \{S \rightarrow BA | C_5C_b, A \rightarrow C_3C_4, B \rightarrow C_1C_2, C_1 \rightarrow BC_a, C_2 \rightarrow AA, C_3 \rightarrow AC_b, \\ C_4 \rightarrow BB, C_5 \rightarrow C_aC_b, C_a \rightarrow a, C_b \rightarrow b\}$$

**Dạng 8: Tìm suy dẫn bên phải (trái) nhất và lập cây suy dẫn.**

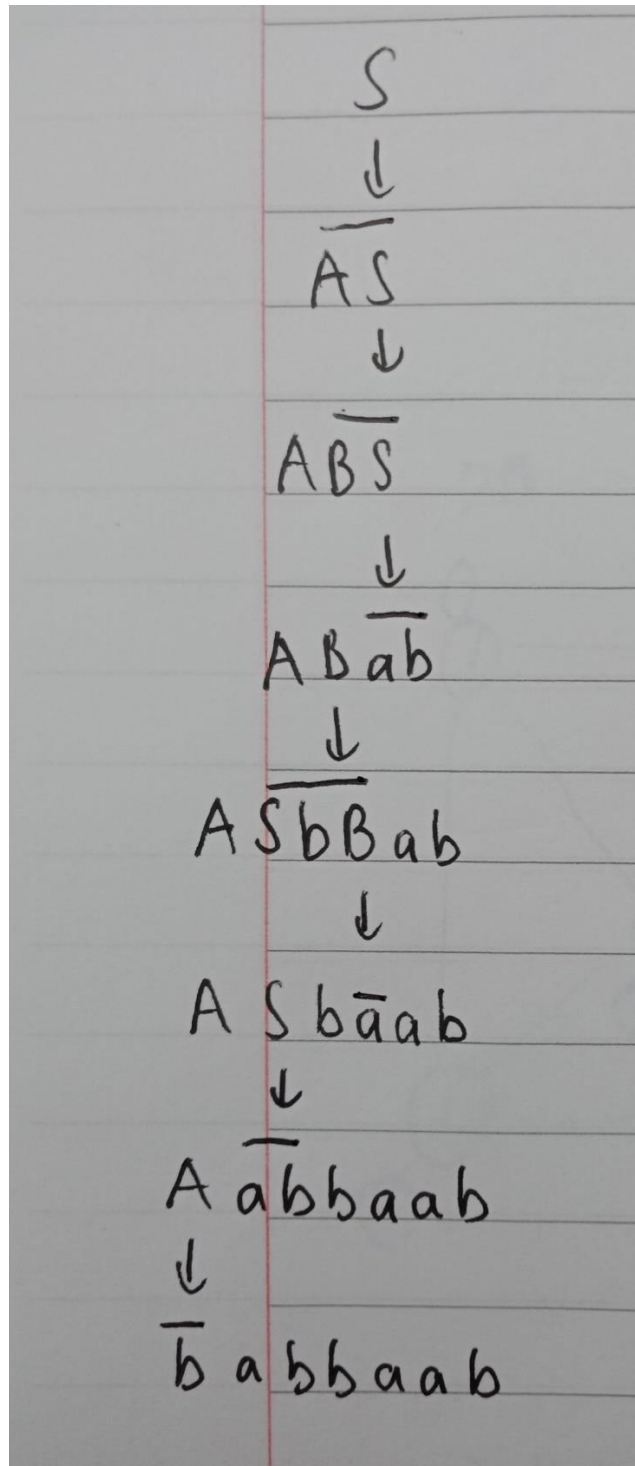
Câu 1 (phải)

$$S \rightarrow AS \mid BS \mid ab$$

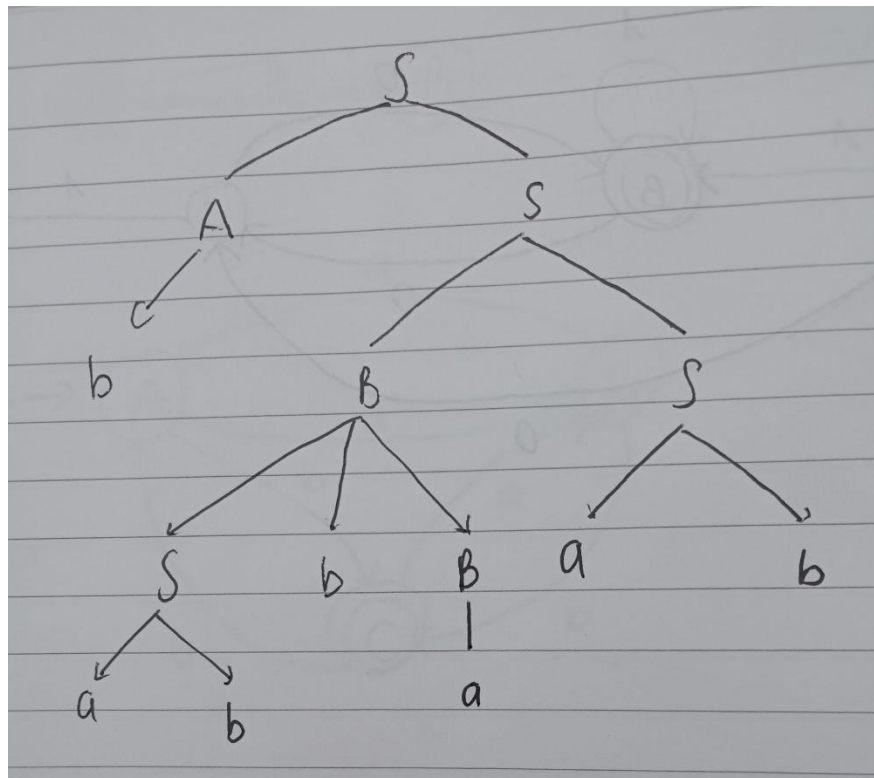
$$A \rightarrow SaA \mid b$$

$$B \rightarrow SbB \mid a$$

Ta có suy dẫn bên phải nhất của từ babbaab sinh ra từ Tập sx P trên là :



Từ suy dẫn bên phải nhất như trên, ta có cây suy dẫn tương ứng là:



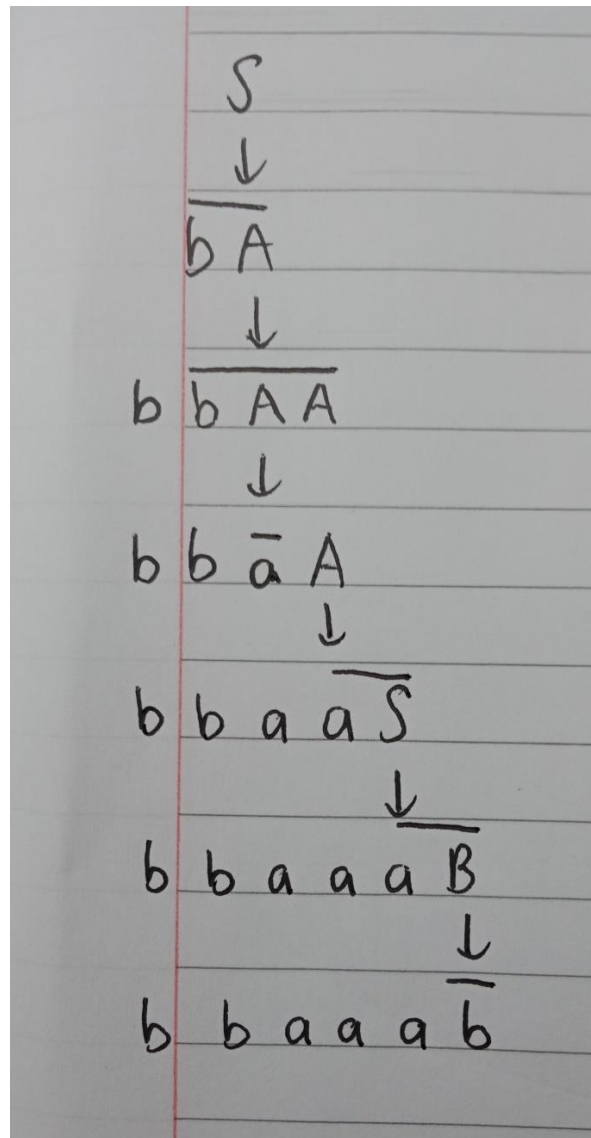
Câu 2 (trái)

$$S \rightarrow aB \mid bA$$

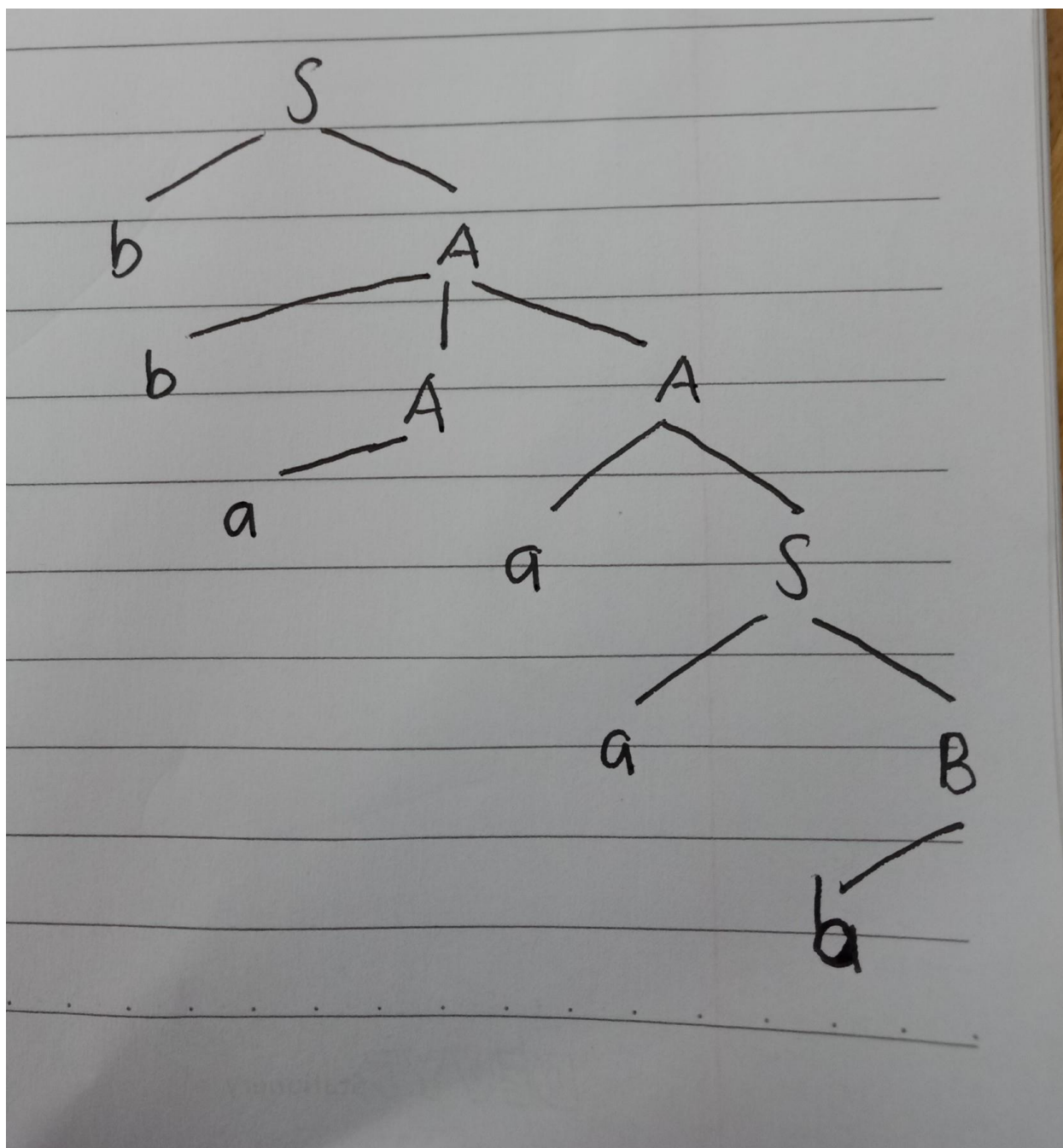
$$A \rightarrow aS \mid bAA \mid a$$

$$B \rightarrow bS \mid aBB \mid b$$

Ta có suy dẫn bên phải nhất của từ bbaaab sinh ra từ Tập sx P trên là :



Từ suy dẫn bên phải nhất như trên, ta có cây suy dẫn tương ứng là:



**Dạng 9: Dùng CYK kiểm tra một xâu có thuộc ngôn ngữ hay không**

Câu 1

$$S \rightarrow AB \mid BC$$

$$A \rightarrow BA \mid a$$

$$B \rightarrow CC \mid b$$

$$C \rightarrow AB \mid a$$

Từ cần kiểm tra: aab.

Gọi  $x = aab$ , vậy ta cần kiểm tra xem  $x$  có thuộc ngôn ngữ sản sinh ra bởi VPPNC có tập  $sx P$  như trên hay không.

Ta có:  $|x| = 3$  (độ dài từ bằng 3).

Từ trên, ta có  $x_{ij}$  là xâu con của  $x$  tại vị trí  $i$  có độ dài  $j$  thoả mãn

$$1 \leq i \leq 3 - j + 1, 0 < j \leq 3$$

Ứng với mỗi xâu  $x_{ij}$  ta có các biến  $A$  tương ứng và  $\Delta_{ij}$  là tập hợp tất cả các biến  $A$  sao cho  $A \Rightarrow^* x_{ij}$ . Như vậy xâu  $x \in L(G)$  khi và chỉ khi  $S \Rightarrow^* x_{13}$  hay nói cách khác là  $S \in \Delta_{13}$

Trên cơ sở giả thiết trên, áp dụng giải thuật CYK, ta có các giá trị  $\Delta_{ij}$  như sau:

- Từ  $x_{11} = a$ , ta có:  $\Delta_{11} = \{A, C\}$
- Từ  $x_{21} = a$ , ta có:  $\Delta_{21} = \{A, C\}$
- Từ  $x_{31} = b$ , ta có:  $\Delta_{31} = \{B\}$
- Từ  $x_{12} = aa$ , ta có:  $\Delta_{12} = \{B\}$
- Từ  $x_{22} = ab$ , ta có:  $\Delta_{12} = \{S, C\}$
- Từ  $x_{13} = aab$ , ta có:  $\Delta_{12} = \{B\}$

$j \backslash i$	1	2	3
1	A,C	A,C	B
2	B	S,C	
3	B		

Như vậy  $S \notin \Delta_{13}$  nên xâu  $aab$  không thuộc ngôn ngữ sinh ra bởi VP trên.

#### **Dạng 10: Thành lập OH tương đương với tập chữ cái**

Câu 1  $a, b$

$\{a, b\}$  – mọi xâu  $a, b$  kết thúc bằng  $ab$ .

OH tương đương với mọi xâu  $a, b$  kết thúc bằng  $ab$  có dạng là:

$$M = (\Sigma, Q, \partial, A, F)$$

Trong đó:

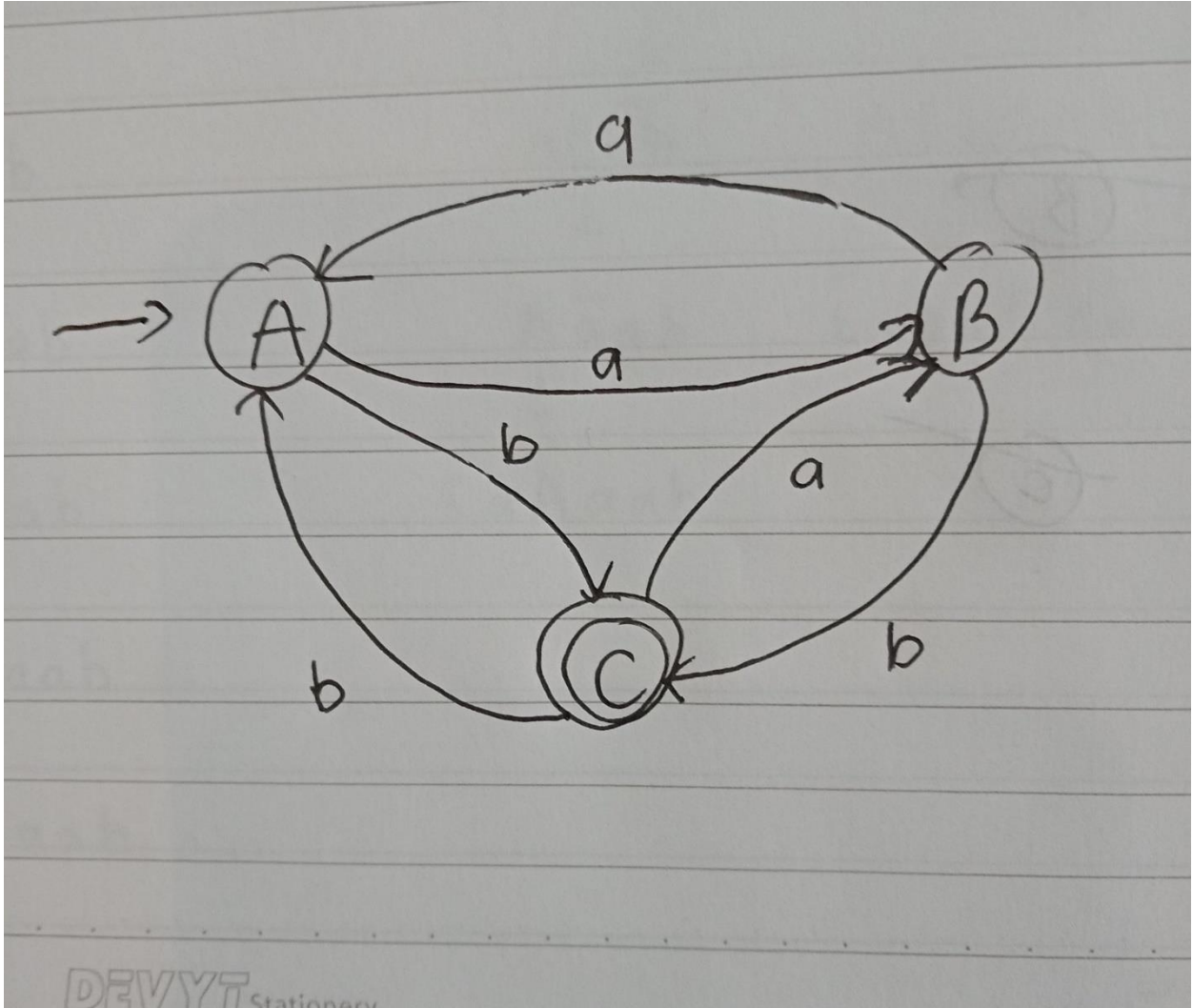
$$\Sigma = \{a, b\}$$

$$Q = \{A, B, C\}$$

A – là trạng thái đầu.

$$F = \{C\}$$

Hàm chuyển  $\delta$  được biểu diễn như biểu đồ sau:



Câu 2  $\{a, b, c, d, e\}$

$\{a, b, c, d, e\}$  trong đó a đầu tiên, bên trong chỉ có một d và một e.

OH tương đương với mọi xâu a,b kết thúc bằng ab có dạng là:

$$M = (\Sigma, Q, \delta, A, F)$$

Trong đó:

$$\Sigma = \{a, b\}$$

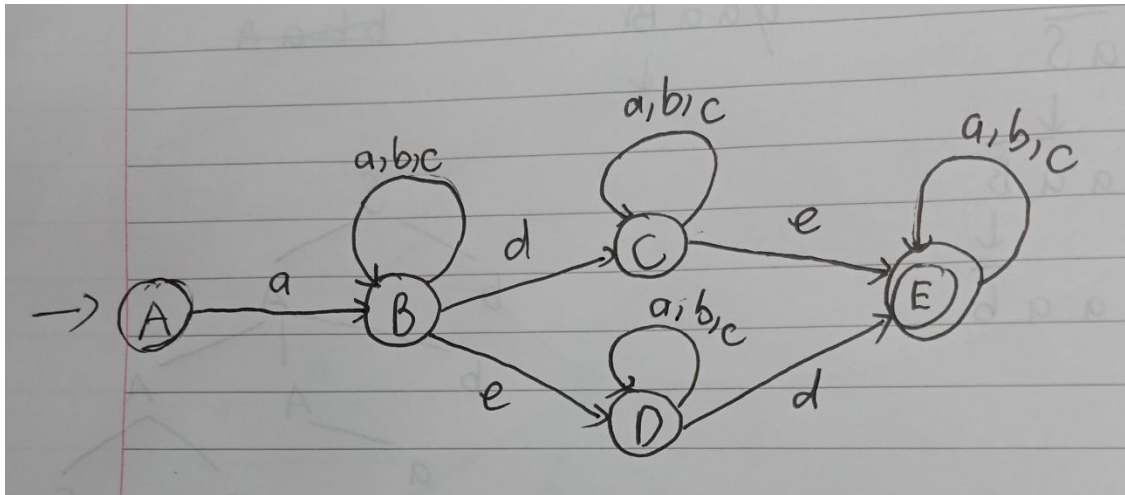


$$Q = \{A, B, C, D, E\}$$

A – là trạng thái đầu.

$$F = \{E\}$$

Hàm chuyển  $\delta$  được biểu diễn như biểu đồ sau:



### Dạng 11: Xây dựng máy turing đoán nhận ngôn ngữ

Câu 1

$$\{a^n b^m \mid m \geq n \geq 0\}$$

Máy turing đón nhận ngôn ngữ trên có dạng:

$$M = \{\Sigma, Q, \Gamma, \delta, q_0, B, F\}$$

Trong đó:

$$\Sigma = \{a, b\}$$

$$Q = \{q_0, q_1, q_2, q_3, q_4\}$$

$$\Gamma = \{a, b, X, Y, B\}$$

$q_0$  – Trạng thái đầu.

B – khoảng trắng

$$F = \{q_4\}$$

Hàm chuyển  $\delta$  được cho như sau:

1.  $\delta(q_0, a) = (q_1, X, R)$
2.  $\delta(q_1, a) = (q_1, a, R)$
3.  $\delta(q_1, Y) = (q_1, Y, R)$
4.  $\delta(q_1, b) = (q_2, Y, L)$
5.  $\delta(q_2, Y) = (q_2, Y, L)$

6.  $\partial(q_2, a) = (q_2, a, L)$
7.  $\partial(q_2, X) = (q_0, X, R)$
8.  $\partial(q_0, Y) = (q_3, Y, R)$
9.  $\partial(q_3, Y) = (q_3, Y, R)$
10.  $\partial(q_3, b) = (q_3, Y, R)$
11.  $\partial(q_3, B) = (q_4, B, L)$ .

Câu 2

$$\{a^n b^n c^{n+1} \mid n \geq 1\}$$

Máy turing đón nhận ngôn ngữ trên có dạng:

$$M = \{\Sigma, Q, \Gamma, \partial, q_0, B, F\}$$

Trong đó:

$$\Sigma = \{a, b, c\}$$

$$Q = \{q_0, q_1, q_2, q_3, q_4, q_5\}$$

$$\Gamma = \{a, b, X, Y, Z, B\}$$

$q_0$  – Trạng thái đầu.

B – khoảng trắng

$$F = \{q_5\}$$

Hàm chuyển  $\partial$  được cho như sau:

1.  $\partial(q_0, a) = (q_1, X, R)$
2.  $\partial(q_1, a) = (q_1, a, R)$
3.  $\partial(q_1, Y) = (q_1, Y, R)$
4.  $\partial(q_1, b) = (q_2, Y, R)$
5.  $\partial(q_2, b) = (q_2, b, R)$
6.  $\partial(q_2, Z) = (q_2, Z, R)$
7.  $\partial(q_2, c) = (q_3, Z, L)$
8.  $\partial(q_3, Z) = (q_3, Z, L)$
9.  $\partial(q_3, b) = (q_3, b, L)$
10.  $\partial(q_3, Y) = (q_3, Y, L)$
11.  $\partial(q_3, a) = (q_3, a, L)$
12.  $\partial(q_3, X) = (q_0, X, R)$
13.  $\partial(q_0, Y) = (q_1, Y, R)$
14.  $\partial(q_1, Z) = (q_4, Z, R)$
15.  $\partial(q_4, Z) = (q_4, Z, R)$
16.  $\partial(q_4, c) = (q_5, B, L)$

Câu 3

$$\{a^n b a^n \mid n \geq 1\}$$

Máy turing đón nhận ngôn ngữ trên có dạng:

$$M = \{\Sigma, Q, \Gamma, \partial, q_0, B, F\}$$

Trong đó:

$$\Sigma = \{a, b, c\}$$

$$Q = \{q_0, q_1, q_2, q_3, q_4, q_5, q_6\}$$

$$\Gamma = \{a, b, X, Z, B\}$$

$q_0$  – Trạng thái đầu.

B – khoảng trắng

$$F = \{q_6\}$$

Hàm chuyển  $\partial$  được cho như sau:

1.  $\partial(q_0, a) = (q_1, X, R)$
2.  $\partial(q_1, a) = (q_1, a, R)$
3.  $\partial(q_1, b) = (q_2, b, R)$
4.  $\partial(q_2, Y) = (q_2, Y, R)$
5.  $\partial(q_2, a) = (q_3, Y, L)$
6.  $\partial(q_3, Y) = (q_3, Y, L)$
7.  $\partial(q_3, b) = (q_4, b, L)$
8.  $\partial(q_4, a) = (q_4, a, L)$
9.  $\partial(q_4, X) = (q_0, X, R)$
10.  $\partial(q_0, b) = (q_5, b, R)$
11.  $\partial(q_5, Y) = (q_5, Y, R)$
12.  $\partial(q_5, B) = (q_6, B, R)$

**Dạng 12: Xây dựng ODX đoán nhận ngôn ngữ**

Câu 1

$$\{a^n c^m b^n \mid n \geq 0, m \geq 1\}$$

ODX đoán nhận ngôn ngữ trên có dạng:

$$M = \{\Sigma, Q, \Gamma, \partial, q_0, Z, F\}$$

Trong đó:

$$\Sigma = \{a, b, c\}$$

$$Q = \{q_1, q_2\}$$

$$\Gamma = \{Z, a, b\}$$

$q_1$  – là trạng thái đầu.

$Z$  – là đáy ngăn.

$$F = \{\emptyset\}$$

Hàm chuyển  $\partial$  được biểu diễn như sau:

1.  $\partial(Z, q_1, a) = \{(Za, q_1)\}$
2.  $\partial(a, q_1, a) = \{(aa, q_1)\}$
3.  $\partial(a, q_1, c) = \{(a, q_1)\}$
4.  $\partial(a, q_1, b) = \{(\mathcal{E}, q_2)\}$
5.  $\partial(a, q_2, b) = \{(\mathcal{E}, q_2)\}$
6.  $\partial(Z, q_2, \mathcal{E}) = \{(\mathcal{E}, q_2)\}$
7.  $\partial(Z, q_1, c) = \{(Z, q_3)\}$
8.  $\partial(Z, q_3, c) = \{(Z, q_3)\}$
9.  $\partial(Z, q_3, \mathcal{E}) = \{(\mathcal{E}, q_3)\}$