기호 다치 논리 함수를 이용한 적응오토마타

Adaptive Automata using Symbolic Multi-Valued Logic Function

정 환 묵*, 손 병 성**
Hwanmook Chung*, Byoungsung Shon**

※본 논문은 1996년도 대구효성가톨릭대학교 학술 연구비에 의하여 연구되었음

요 약

본 논문에서는 입력, 상태, 그리고 상태 변화에 따른 오토마타의 상태표를 구성하고 그 상태표를 기호 다치 논리식으로 변환한다. 또한, 기호 다치 논리 함수 미분의 성질을 이용하여 오토마타의 입력 스트링 따라 상태의 변화 및 출력이 동적으로 적응할 수 있는 적응오토마타를 제안하고 그 성질을 해석한다.

ABSTRACT

In this paper, we construct the state table of the automata according to input, state, and change of state and transform that state table into symbolic multi-valued logic formula. Also, we propose an adaptive automata which adapts dynamically change of state according to the input string of automata by using the properties of derivative about the symbolic multi-valued logic function. And we analyze the properties of the adaptive automata.

Ⅰ. 서 론

오토마타는 수학적으로 추상화된 기계로 순차적이고 전기적인 회로의 특성을 모델링하는데 사용되면서 그 응용의 범위가 점차 확대되어 컴퓨터 게임, 인간지능, 기계처리, 신경 시스템 동작(nervous system activity), 그리고 로봇 이동 시스템(robotic motion system)과 같은 행동 상황과 지능 시스템(intelligent systems)을 모델링하는데 사용된다[1, 2].

오토마타의 여러 형태들은 이러한 응용의 여러 분야에서 모델링으로 이용되어지고 몇가지 방법으로 분류되어진다. 분류의 한 방법은 오토마타와 언어 사이에 대응되는 언어의 복잡성에 따른 것이며, 또 다른 방법은 언어들을 받아들이고, 생성하고, 변환하는 것과 같이 언어를 이용하는 방법이다. 좀 더 효과적인 방법은 오토마타가 같은 입력에 대해 다양한 출력을 생성할 수 있는가에 따라 나누는 방법이며 결정적인 것과 비결정적인 것으로 나눌 수 있다[2, 3].

본 논문에서는 기호 다치 논리 함수를 이용하여 오토마타를 하나의 기호 다치 논리식으로 표현한다[4, 5]. 이와같이 표현된 논리식을 기호 다치 논리 함수의 미분의 성질을 이용하여 입력 스트링의 변화에 따라

*대구효성가톨릭대학교 전자정보공학부 교수
**상지전문대학 전산정보처리과 부교수

상태의 변화 및 출력이 동적으로 적응할 수 있는 적응오토마타를 제안하고 그 성질을 해석한다.

Ⅱ. 오토마타

오토마타는 다음과 같이 다섯 가지 요소로 구성된다.

$A=(Q, q_0, I, \delta, F)$
Q: 상태들의 공집합이 아닌 유한집합
q_0: $q_0 \in Q$인 초기 상태
I: 입력 알파벳으로서 공집합이 아닌 유한 집합
δ: $Q \times I$로 정의되는 전이 함수
F: $F \in Q$인 최종 상태들의 집합

여기서 상태 q에서 q′로의 화살표가 a에 의해 존재한다면 $\delta(q, a, q')=1$이며, 그래프적 표현은 그림 1과 같다.

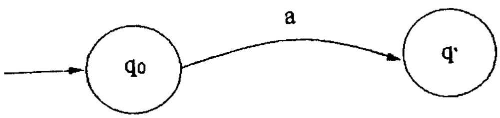
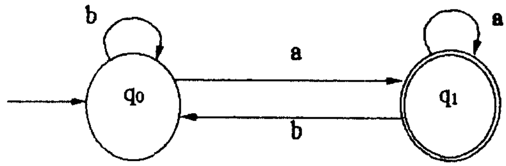


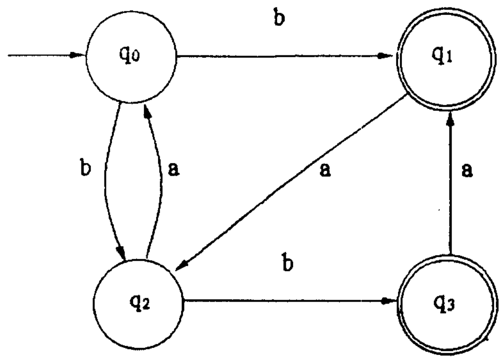
그림 1. 상태 q에서 a에 의한 상태 q′로의 전이

$\delta(q, b, q')=0$이면 q에서 q′로 b라고 이름붙여진 화살표가 없음을 의미한다. 여기서 q는 원시 상태(source state)라 하고, q′는 목표 상태(destination state)라 한다. 또 $f(q)=1$이면 상태 q가 최종상태임을 의미하고 $f(q)=0$이면 q는 최종 상태가 아님을 의미한다.

결정적 오토마타는 어떤 상태에서 한개의 입력 기호에 대하여 한개의 다음 상태를 갖는 오토마타를 말하며, 비결정적 오토마타는 어떤 상태에서 주어진 입력 기호를 보고 갈 수 있는 다음 상태가 하나 이상 존재할 수 있는 오토마타를 말한다. 결정적 오토마타는 비결정적 오토마타의 특별한 형태로, 임의의 고정된 상태 q와 입력 a에 대해 목표 상태 q′가 단지 하나가 존재하는 비결정적 오토마타이다. 즉, q′는 주어진 상태 q와 a에 대한 $\delta(q, a, q')=1$인 유일한 상태이다.



(a) 결정적 오토마타



(b) 비결정적 오토마타

그림 2. 결정적 오토마타와 비결정적 오토마타

Ⅲ. 기호 다치 논리 함수의 변화에 따른 성질 분석

기호 다치 논리 함수의 $f(x_1,\cdots,x_i,\cdots,x_n)$에서 기호 다치 변수 x_i의 값을 a에서 b로 변화시켰을 때 함수 f의 값의 변화를 기호 다치 논리 함수로의 변화라 하고, $f'x_i(a, b)$ 또는 $f'x_i(b)|x_i=a$로 표시한다[4, 5, 6, 7, 8, 9, 10].

$$\begin{aligned} f'x_i(a, b) &= f(x_i(a)) \oplus f(x_i(b)) \\ &= f(x_1,\cdots,a,\cdots,x_n) \oplus f(x_1,\cdots,b,\cdots,x_n) \qquad (1) \end{aligned}$$

표 1. 진리표

x_2 \ x_1	a	b	c
a	c	c	b
b	a	c	a
c	a	c	c

[표 1]의 진리표를 논리식으로 구성하고 기호 다치 변수 값의 변화에 따라 기호 다치 논리 함수의 변화를 유도하여 그 결과를 해석하면 다음과 같다.

(1) 논리식

[표 1]의 진리표를 만족하는 기호 다치 논리함수를 식으로 표현하면 (식 2)와 같다.

$$f=a(\overset{aa}{x_1}\overset{bc}{x_2}+\overset{\overline{bb}}{x_1}\overset{bb}{x_2})+b(\overset{cc}{x_1}\overset{aa}{x_2})+c(\overset{ab}{x_1}\overset{aa}{x_2}+\overset{bb}{x_1}+\overset{bc}{x_1}\overset{cc}{x_2}) \quad (2)$$

(2) 함수의 변화

기호 다치 변수 x_1의 값이 a에서 c로 변할 때 그 변화를 식으로 표현하면 (식 3)과 같다.

$$f'x_1(a, c)=\{a\overset{bc}{x_2}+c\overset{aa}{x_2}\}\oplus\{a\overset{bb}{x_2}+b\overset{aa}{x_2}+c\overset{cc}{x_2}\} \quad (3)$$

(3) 결과 해석

x_1의 값이 a에서 c로 변할때 값이 어떻게 변하는지 그 결과를 분석하면 다음과 같다.

① $x_2=a$인 경우
$f'x_1(a, c)=c\oplus b$: c에서 b상태로의 변화를 나타낸다.

② $x_2=b$인 경우
$f'x_1(a, c)=a\oplus a$: f는 변화하지 않고 그상태를 유지한다.

③ $x_2=c$인 경우
$f'x_1(a, c)=a\oplus c$: a에서 c상태로의 변화를 나타낸다.

Ⅳ. 오토마타의 상태 해석

오토마타 는 다음과 같이 하여 문자열을 처리한다. 는 어떤 특정의 초기 상태에서 시작하여 입력 문자열 $\sigma=\sigma_1\sigma_2\cdots\sigma_n$의 기호를 왼쪽에서 오른쪽으로 읽고, 어느 원시 상태와 그 때 읽은 문자에만 의존하여 상태를 바꾼다. σ_n의 문자를 읽은 후, α가 최종 상태에 들어 있으면 α는 σ를 인식한다. 그렇지 않으면 α는 σ를 인식하지 않는다.

본 논문에서는 오토마타를 기호 다치 논리 함수에 대한 변화의 성질을 이용하여 전이 과정과 입력 문자열 σ에 대한 인식여부를 결정적 오토마타와 비결정적 오토마타로 나누어 해석할 것이다.

4.1 결정적 오토마타

결정적 오토마타는 어떤 상태에서 하나의 입력 기호에 대하여 하나의 다음 상태를 갖는 오토마타를 말한다.

4.1.1 결정적 오토마타 α_0

$Q=\{q_0, q_1, q_2, q_3, q_4, q_5\}$, q_0=초기 상태, $I=\{a, b, c\}$.

$f(q_3)=f(q_4)=f(q_5)=0$, $f(q_0)=f(q_1)=f(q_2)=1$이므로 $q_{0}, q_{1}, {}_2$가 최종 상태(인식 상태)이다.

$\delta(q_0, b, q_0)=\delta(q_0, c, q_0)=\delta(q_0, a, q_1)=\delta(q_1, a, q_1)$
$=\delta(q_1, c, q_0)=\delta(q_1, b, q_2)=\delta(q_2, a, q_1)=\delta(q_2, b, q_0)$
$=\delta(q_1, c, q_0)=\delta(q_3, b, q_3)=\delta(q_3, c, q_3)=\delta(q_3, a, q_4)$
$=\delta(q_4, a, q_4)=\delta(q_4, b, q_5)=\delta(q_4, c, q_3)=\delta(q_5, a, q_4)$
$=\delta(q_5, b, q_3)=\delta(q_5, c, q_0)=1$고, 나머지 전이 함수값들은 0이다.

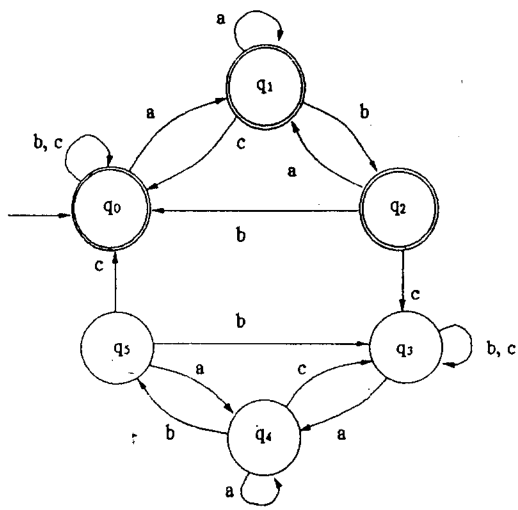


그림 3. 결정적 오토마타 α_0

[표 2]는 그림 3에서 고려한 오토마타 0를 상태표로 나타낸 것이다.

표 2. α_0의 상태표

x_2(input) \ x_1(input)	a	b	c
q_0	q_1	q_0	q_0
q_1	q_1	q_2	q_0
q_2	q_1	q_0	q_3
q_3	q_4	q_3	q_3
q_4	q_4	q_5	q_3
q_5	q_4	q_3	q_0

[표 2]로 부터 다음과 같은 논리식을 유도할 수 있다.

$$
\begin{aligned}
f = & q_0(\overset{\overline{aa}}{X_1}\overset{q_0q_0}{X_2} + \overset{cc}{X_1}\overset{q_0q_1}{X_2} + \overset{cc}{X_1}\overset{q_0q_5}{X_2} + \overset{bb}{X_1}\overset{q_2q_2}{X_2}) \\
& + q_1(\overset{aa}{X_1}\overset{q_0q_1}{X_2} + \overset{aa}{X_1}\overset{q_1q_2}{X_2}) \\
& + q_2(\overset{bb}{X_1}\overset{q_1q_1}{X_2}) + q_3(\overset{cc}{X_1}\overset{q_2q_3}{X_2} + \overset{cc}{X_1}\overset{q_3q_4}{X_2} + \overset{bc}{X_1}\overset{q_3q_3}{X_2} + \overset{bb}{X_1}\overset{q_5q_5}{X_2}) \\
& + q_4(\overset{aa}{X_1}\overset{q_3q_4}{X_2} + \overset{aa}{X_1}\overset{q_4q_5}{X_2}) + q_5(\overset{bb}{X_1}\overset{q_4q_4}{X_2})
\end{aligned} \tag{4}
$$

(1) 특정 상태에서 입력 변화에 따른 상태 변화

어느 특정 상태에서 입력 변화에 따라 전이되는 다음 상태를 논리식의 변화로 알 수 있다. (식 5)로부터 입력 a에서 입력 c로 바뀔 경우 어느 특정상태에서의 상태 변화를 알 수 있다.

$$
\begin{aligned}
f'(a, c) = & \{q_1(\overset{q_0q_1}{X_2}) + q_1(\overset{q_1q_2}{X_2}) + q_4(\overset{q_3q_4}{X_2}) + q_4(\overset{q_4q_5}{X_2})\} \\
& \oplus \{q_0(\overset{q_0q_0}{X_2}) + q_0(\overset{q_0q_1}{X_2}) + q_0(\overset{q_0q_5}{X_2}) + q_3(\overset{q_2q_3}{X_2}) + q_3(\overset{q_3q_4}{X_2}) + q_3(\overset{q_3q_3}{X_2})\}
\end{aligned} \tag{5}
$$

$x_2 = q_0$인 경우 $\quad q_1 \oplus q_0$ … ①
$x_2 = q_1$인 경우 $\quad q_1 \oplus q_0$ … ②
$x_2 = q_2$인 경우 $\quad q_1 \oplus q_3$ … ③
$x_2 = q_3$인 경우 $\quad q_4 \oplus q_3$ … ④
$x_2 = q_4$인 경우 $\quad q_4 \oplus q_3$ … ⑤
$x_2 = q_5$인 경우 $\quad q_4 \oplus q_0$ … ⑥

①은 상태 q_0에서 a를 읽으면 상태 q_1으로 전이하며 c를 읽으면 q_0으로 전이됨을 의미하고, ②는 상태 q_1에서 a를 읽으면 상태 q_1로, c를 읽으면 q_0으로 전이됨을 의미한다. 그리고, ③은 상태 q_2에서 a를 읽으면 상태 q_1로, c를 읽으면 q_3으로 전이됨을 의미한다. ④는 상태 q_3에서 a를 읽으면 상태 q_4로, c를 읽으면 q_3으로 ⑤는 상태 q_4에서 a를 읽으면 q_4로, c를 읽으면 q_3으로, ⑥은 상태 q_5에서 a를 읽으면 q_4로, c를 읽으면 q_0으로 전이됨을 의미한다.

(2) 연속 입력 문자열에 의한 상태 변화

오토마타 α_0의 입력 문자열 가 abcabc인 경우 상태 변화에 대한 논리식은 다음과 같다.

$$
\begin{aligned}
& f'(a, b, c, a, b, c) = \\
& \{q_1(\overset{q_0q_1}{X_2}) + q_1(\overset{q_1q_2}{X_2}) + q_4(\overset{q_3q_4}{X_2}) + q_4(\overset{q_4q_5}{X_2})\} \\
& \oplus \{q_0(\overset{q_0q_0}{X_2}) + q_0(\overset{q_2q_2}{X_2}) + q_2(\overset{q_1q_1}{X_2}) + q_3(\overset{q_3q_3}{X_2}) + q_3(\overset{q_5q_5}{X_2}) + q_5(\overset{q_4q_4}{X_2})\} \\
& \oplus \{q_0(\overset{q_0q_0}{X_2}) + q_0(\overset{q_0q_1}{X_2}) + q_0(\overset{q_0q_5}{X_2}) + q_3(\overset{q_2q_3}{X_2}) + q_3(\overset{q_3q_4}{X_2}) + q_3(\overset{q_3q_3}{X_2})\} \\
& \oplus \{q_1(\overset{q_0q_1}{X_2}) + q_1(\overset{q_1q_2}{X_2}) + q_4(\overset{q_3q_4}{X_2}) + q_4(\overset{q_4q_5}{X_2})\} \\
& \oplus \{q_0(\overset{q_0q_0}{X_2}) + q_0(\overset{q_2q_2}{X_2}) + q_2(\overset{q_1q_1}{X_2}) + q_3(\overset{q_3q_3}{X_2}) + q_3(\overset{q_5q_5}{X_2}) + q_5(\overset{q_4q_4}{X_2})\} \\
& \oplus \{q_0(\overset{q_0q_0}{X_2}) + q_0(\overset{q_0q_1}{X_2}) + q_0(\overset{q_0q_5}{X_2}) + q_3(\overset{q_2q_3}{X_2}) + q_3(\overset{q_3q_4}{X_2}) + q_3(\overset{q_3q_3}{X_2})\}
\end{aligned} \tag{6}
$$

$$
q_0 \overset{abcabc}{\Rightarrow} q_1 \oplus q_2 \oplus q_3 \oplus q_4 \oplus q_5 \oplus q_0 \tag{7}
$$

(식 6)으로부터 초기 상태 q_0가 a의 입력을 받아 상태 q_1으로, q_1에서 다시 b를 받아 q_2로, q_2에서 c를 받아 q_3로, q_3에서 a를 받아 q_4로, q_4에서 b를 받아 q_5로, q_5에서는 c를 받아 q_0으로 전이됨을 알 수 있다. 마지막 상태인 q_0가 최종 상태이기 때문에 이 입력 문자열은 승인된다.

4.2 비결정적 오토마타

비결정적 오토마타는 어떤 상태에서 주어진 입력기호를 보고 갈 수 있는 다음 상태가 하나 이상 존재할 수 있는 오토마타이다. 따라서 비결정적 오토마타는 다음 상태를 결정하기 위하여 여러가지 가능성을 고려해야 되기 때문에 비결정적이다. 비결정적 오토마타 α는 결정적 오토마타와 같이 입력 문자열 σ를 처리한다.

비결정적 오토마타 α는 입력 σ로부터 오토마타를 돌아가게 하는 가능한 방법 중 적어도 하나가 σ의 최

종 기호를 읽은 후 최종 상태에 들어간다면 입력 문자열을 인식한다.

4.2.1 비결정적 오토마타 α_1

$Q=\{q_0, q_1, q_2\}$, q_0 = 초기 상태 , $I=\{a, b\}$.

$f(q_0)=f(q_1)=0$, $f(q_2)=1$ 이므로 q_2가 최종 상태(승인 상태)이다.

$\delta(q_0, a, q_1)=\delta(q_0, a, q_2)=\delta(q_1, a, q_2)=\delta(q_1, b, q_1)=\delta(q_2, b, q_0)=1$이고, 나머지 전이 함수값들은 0이다.

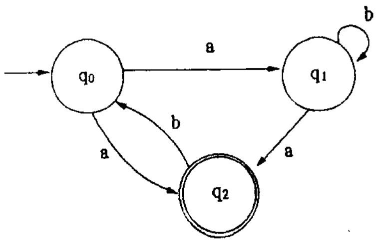


그림 4. 비결정적 오토마타 α_1

[표 3]은 그림 4에서 고려한 오토마타 1을 상태표로 나타

표 3. α_1의 상태표

X_1 (input) / X_2 (state)	a	b
q_0	$\{q_1, q_2\}$	$\{\phi\}$
q_1	$\{q_2\}$	$\{q_1\}$
q_2	$\{\phi\}$	$\{q_0\}$

[표 3]로 부터 다음과 같은 논리식을 유도할 수 있다.

$$f=q_0(\overset{bb}{X_1}\overset{q_2q_2}{X_2})+q_1(\overset{aa}{X_1}\overset{q_0q_0}{X_2}+\overset{bb}{X_1}\overset{q_1q_1}{X_2})+q_2(\overset{aa}{X_1}\overset{q_0q_0}{X_2}+\overset{aa}{X_1}\overset{q_1q_1}{X_2}) \tag{8}$$

(1) 특정 상태에서 입력 변화에 따른 상태 변화

(식 9)은 입력이 a에서 b로 바뀔 경우 상태 변화를 논리식으로 표현한 것이다.

$$f'(a, b)=\{q_1(\overset{q_0q_0}{X_2})+q_2(\overset{q_0q_0}{X_2})+q_2(\overset{q_1q_1}{X_2})\} \oplus \{q_0(\overset{q_2q_2}{X_2})+q_1(\overset{q_1q_1}{X_2})\} \tag{9}$$

$x_2=q_0$인 경우	$(q_1+q_2)\oplus\phi$	①
$x_2=q_1$인 경우	$q_2\oplus q_1$	②
$x_2=q_2$인 경우	$\phi\oplus q_0$	③

①은 상태 q_0에서 a를 읽으면 q_1나 q_2로 전이될 수 있음을 의미하고 b를 읽으면 어느 상태로든 전이될 수 없음을 의미한다. ②는 상태 q_1에서 a를 읽으면 q_2로 전이됨을 의미하고 b를 읽으면 q_1로, ③은 상태 q_2에서 a를 읽으면 전이되지 않음을 의미하고 b를 읽으면 q_0로 전이됨을 의미한다.

(2) 연속 입력 문자열에 의한 상태 변화

(식 10)은 입력 문자열 σ=abaa에 대한 논리식의 변화를 보여주며, (식 11)은 (식 10)로 부터 초기 상태 q_0에서 abaa에 의해 각각 전이되는 상태들을 보여준다.

$$\begin{aligned} f'(a, b, a, a)=&\{q_1(\overset{q_0q_0}{X_2})+q_2(\overset{q_0q_0}{X_2})+q_2(\overset{q_1q_1}{X_2})\} \\ &\oplus\{q_0(\overset{q_2q_2}{X_2})+q_1(\overset{q_1q_1}{X_2})\} \\ &\oplus\{q_1(\overset{q_0q_0}{X_2})+q_2(\overset{q_0q_0}{X_2})+q_2(\overset{q_1q_1}{X_2})\} \\ &\oplus\{q_1(\overset{q_0q_0}{X_2})+q_2(\overset{q_0q_0}{X_2})+q_2(\overset{q_1q_1}{X_2})\} \end{aligned} \tag{10}$$

$$\begin{aligned} &\text{abaa} \\ &q_0 \Rightarrow \underbrace{(q_1+q_2)}_{㉠}\oplus\underbrace{(q_1+q_0)}_{㉡} \\ &\quad\oplus\underbrace{(q_1+q_2)}_{㉢}\oplus\underbrace{(q_2)}_{㉣} \end{aligned} \tag{11}$$

표 4. 입력 문자열 abaa에 대한 전이표

<table>
<tr><td>Input string
Initial state</td><td>a</td><td>b</td><td>a</td><td>a</td><td></td></tr>
<tr><td rowspan="3">q_0</td><td rowspan="2">q_1</td><td rowspan="2">q_1</td><td>q_2</td><td>ϕ</td><td>①</td></tr>
<tr><td>q_1</td><td>q_2</td><td>②</td></tr>
<tr><td>q_2</td><td>q_0</td><td>q_2</td><td>ϕ</td><td>③</td></tr>
<tr><td></td><td>㉠</td><td>㉡</td><td>㉢</td><td>㉣</td><td></td></tr>
</table>

초기 상태 q_0에서 $\sigma=abaa$를 읽을 경우 [표 4]와 같이 서로 다른 3가지 이동 방법이 있다. ①과 ③은 입력 문자열이 마지막에서 어느 상태로도 전이 될 수 없음을 나타내고 ②는 모든 문자들이 다 읽히고 마지막 상태가 승인 상태이다. 따라서 입력 문자열은 승인된다.

㉠, ㉡, ㉢, ㉣은 각각 하나의 입력 문자를 읽은 후 전이된 상태들을 나타내고 있다. 즉, 초기 상태 q_0에서 입력 a를 받아 ㉠상태로, ㉠상태에서 입력 b를 받아 ㉡상태로, ㉡상태에서 입력 a를 받아 ㉢상태로, ㉢상태에서 입력 a를 받아 ㉣상태로 전이됨을 의미한다. ㉣상태중에 최종상태 q_2가 있으므로 이 문자열이 승인됨을 알 수 있다.

4.2.2 1에 대응하는 결정적 오토마타 α_1'

비결정적 오토마타에 대해서 같은 문자열을 승인하는 결정적 오토마타가 존재한다. 여기서는 비결정적 오토마타를 결정적 오토마타로 변환한 후 앞절에서 전개한 바와 같이 상태를 해석해 보려 한다. 그림 5는 그림 4의 비결정적 오토마타에 대응하는 결정적 오토마타이다.

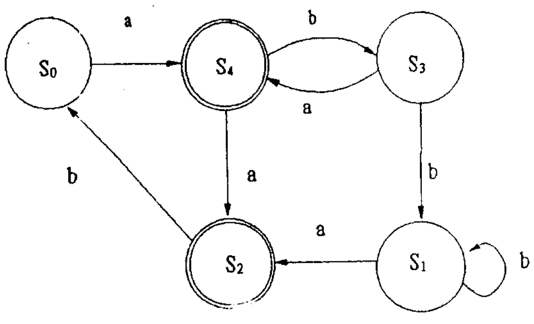


그림 5. 비결정적 오토마타 α_1에 대응하는 결정적 오토마타 α_1'

[표 5]는 α_1'을 상태표로 나타낸 것이다.

[표 5]는 (식 12)와 같은 논리식으로 유도할 수 있다.

$$f=s_0(\overset{bb}{X_1}\overset{s_2s_2}{X_2})+s_1(\overset{bb}{X_1}\overset{s_1s_1}{X_2}+\overset{bb}{X_1}\overset{s_3s_3}{X_2})+s_2(\overset{aa}{X_1}\overset{s_1s_1}{X_2}+\overset{aa}{X_1}\overset{s_4s_4}{X_2})$$
$$+s_3(\overset{bb}{X_1}\overset{s_4s_4}{X_2})+s_4(\overset{aa}{X_1}\overset{s_0s_0}{X_2}+\overset{aa}{X_1}\overset{s_3s_3}{X_2}) \qquad (12)$$

표 5. α_1'의 상태표

x_1 (input) / x_2 (state)	a	b
$s_0=\{q_0\}$	s_4	ϕ
$s_1=\{q_1\}$	s_2	s_1
$s_2=\{q_2\}$	ϕ	s_0
$s_3=\{q_0, q_1\}$	s_4	s_1
$s_4=\{q_1, q_2\}$	s_2	s_3

(1) 특정 상태에서 입력 변화에 따른 상태 변화

다음은 어느 특정상태에서 입력 a에서 입력 b로 바뀔 경우의 상태 변화를 나타내고 있다.

$$f'(a, b)=\{s_2(\overset{s_1s_1}{X_2}+\overset{s_4s_4}{X_2})+s_4(\overset{s_0s_0}{X_2}+\overset{s_3s_3}{X_2})\}$$
$$\oplus\{s_0(\overset{s_2s_2}{X_2})+s_1(\overset{s_1s_1}{X_2}+\overset{s_3s_3}{X_2})+s_3(\overset{s_4s_4}{X_2})\} \qquad (13)$$

$x_2=s_0$인 경우　　$s_4\oplus\phi$
$x_2=s_1$인 경우　　$s_2\oplus s_1$
$x_2=s_2$인 경우　　$\phi\oplus s_0$
$x_2=s_3$인 경우　　$s_4\oplus s_1$
$x_2=s_4$인 경우　　$s_2\oplus s_3$

(2) 연속 입력 문자열에 의한 상태 변화

입력 문자열이 abaa인 경우 상태 전이는 다음과 같다.

$$f'(a, b, a, a)=\{s_2(\overset{s_1s_1}{X_2}+\overset{s_4s_4}{X_2})+s_4(\overset{s_0s_0}{X_2}+\overset{s_3s_3}{X_2})\}$$
$$\oplus\{s_0(\overset{s_2s_2}{X_2})+s_1(\overset{s_1s_1}{X_2}+\overset{s_3s_3}{X_2})+s_3(\overset{s_4s_4}{X_2})\}$$
$$\oplus\{s_2(\overset{s_1s_1}{X_2}+\overset{s_4s_4}{X_2})+s_4(\overset{s_0s_0}{X_2}+\overset{s_3s_3}{X_2})\}$$
$$\oplus\{s_2(\overset{s_1s_1}{X_2}+\overset{s_4s_4}{X_2})+s_4(\overset{s_0s_0}{X_2}+\overset{s_3s_3}{X_2})\} \qquad (14)$$

$$s_0 \overset{abaa}{\Rightarrow} s_4\oplus s_3\oplus s_4\oplus s_2 \qquad (15)$$

여기서 s_0에서 입력 문자열 abaa를 입력 받아 s_4, s_3, s_4, s_2로 차례로 전이됨을 알 수 있다. 또한 $s_0=\{q_0\}$, $s_2=\{q_2\}$, $s_3=\{q_0, q_1\}$, $s_4=\{q_1, q_2\}$ 이므로 입력 문자열 abaa인 경우 앞절의 비결정적 오토마타 1에서의 전이 과정과 같음을 알 수 있다.

V. 결 론

본 논문에서는 오토마타를 하나의 기호 다치 논리식으로 구성하고, Modulo-M 수체계를 바탕으로한 기호 다치 논리함수의 미분을 이용하여 적응오토마타를 제안하였고 그 상태 변화의 성질을 해석하였다.

이를 위하여 결정적 및 비결정적 오토마타에 대하여 어느 특정 상태에서 입력의 변화에 따른 상태 변화와 연속적인 입력에 대한 상태 전이 과정 및 입력 문자열에 대한 승인 여부의 결정을 해석하였다.

이러한 성질은 지능 시스템 및 제어 분야등의 모델의 동적 변화를 해석하는데 광범위하게 이용될 수 있을 것이다.

참 고 문 헌

1. E. R. Dougherty and C. R. Giardina, *Mathematical Methods for Artificial Intelligence and Autonomous Systems*, Prentice-Hall, Inc., 1988.
2. V. Drobot, *Formal Languages and Automata Theory*, Computer science Press., 1989.
3. A. Kandel and S. C. Lee, *Fuzzy Switching and Automata : Theory and applications*, Crane Russak and Edward Arnold, 1979.
4. 정환묵, "다치 논리함수의 구조해석과 전개," 한국정보과학회지, Vol. 13, No. 3,pp. 155-166, Aug., 1986.
5. 정환묵, "Fuzzy 논리함수의 구조적 성질을 이용한 자동 규칙 생성," 한국 퍼지 및 지능시스템 학회지 Vol. 2, No. 4, pp. 10-16. Dec., 1992.
6. S. C. Lee, *Modern Switching Theory and Digital Design*, Prentice-Hall, Inc., 1978.
7. S. Y. H. Su and A. A. Sarris, "The Relationship Between Multi-valued Switching Algebra and Boolean Algebra under Different Definitions of Complements," IEEE Trans. Computers, Vol. C-21, No. 5, pp. 479-485, May, 1972.
8. A. Thayse and M. Davio, "Boolean Differential Calculus and its Application to Swithing Theory," IEEE Trans., Computers, Vol. C-22, No. 4, pp. 409-419, Apr., 1973.
9. A. Kandel and J. M. Francioni, "On the Properties and Applications of Fuzzy-Valued Switching Functions," IEEE Trans. Computers, Vol. C-29, No. 11, pp. 986-993, Nov., 1980.
10. A. Thayse, "Differential Calculus for Functions from GF(P)n into GF(P)," Philips Res. Repts., Vol. 29, pp. 560-586, 1974.

정 환 묵(Hwan-Mook,Chung) 종신회원

1984년~현재 : 대구효성가톨릭대학교 전자정보공학부 교수

손 병 성(Byoung-Sung, Shon) 정회원

1980년 : 영남대학교 전자공학과 졸업(공학사)

1985년 : 영남대학교 대학원 전자공학과 전자 계산 전공 졸업(공학석사)

1995년 : 대구 효성 가톨릭대학교 대학원 전자계산학과 박사과정 수료

1996년~현재 : 상지전문대학 전산정보처리과 부교수

※관심 분야 : 다치논리, 뉴로 컴퓨팅, 오토마타이론