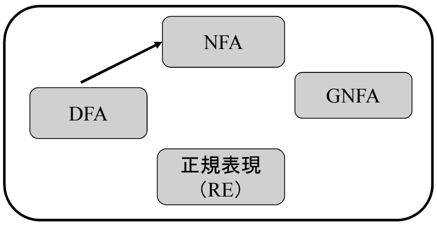
２. 正規言語とオートマトンの等価性

モデル間の関係

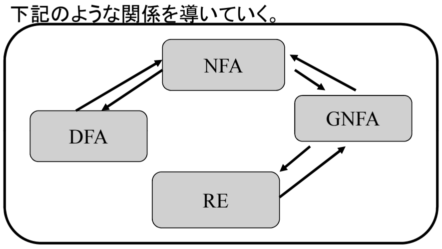
モデルの言語表現能力を評価する。
モデルAが与えられたとき、同じ言語を受理するモデルBが
作れるときモデルBの方が言語記述能力が高い（低くはない）。
これを、A→Bとアークを引いて表す。

例えば、DFAの記述は、ほとんどその定義のまま、
NFAの記述になる。したがって、

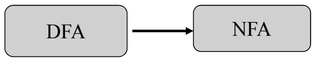


目標

これらのモデルがすべて同じ言語記述能力があることを
示したい。そのため、
下記のような関係を導いていく。



DFAからNFAへ



直感的には、明らかだが、ここでは、
形式的に示す。

任意のDFAを $D=(Q,\Sigma,\delta,q_0,F)$ とする。
このとき、D と同じ言語を受理するNFA
$N=(Q',\Sigma,\delta',q_0',F')$ を構成する。

1. $Q'=Q, q_0'=q_0, F'=F$ とする。

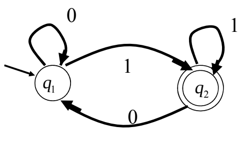
2. $\delta(q_x)=q_y$ のとき、$\delta'(q_x)=\{q_y\}$ とする。

例

$$D=(\{q_1,q_2\},\{0,1\},\delta,q_1,\{q_2\})$$

δ	0	1
q_1	q_1	q_2
q_2	q_1	q_2

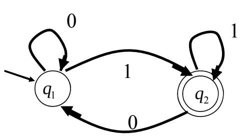
D



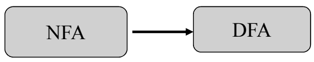
$$N=(\{q_1,q_2\},\{0,1\},\delta',q_1,\{q_2\})$$

δ'	0	1
q_1	$\{q_1\}$	$\{q_2\}$
q_2	$\{q_1\}$	$\{q_2\}$

N



NFAからDFAへ



任意のNFAを $N=(Q,\Sigma,\delta,q_0,F)$ とする。
このとき、N と同じ言語を受理するDFA
$D=(Q',\Sigma,\delta',q_0',F')$ を構成する。

1. $Q'=\mathcal{P}(Q)$ とする。
（NFAの状態のべき集合で、DFAの状態を作る。）

2. $q_0'=\{q_0\}$ とする。

3. $F' = \{$NFAの受理状態を含むような状態$\}$
$= \{q \in Q' \mid q \cap F \neq \phi\}$

4. $\delta'(q,s) = \{q$のいずれかの状態から $s \in \Sigma$で遷移する状態$\}$
$= \bigcup_{r \in q} \{\delta(r,s)\}$

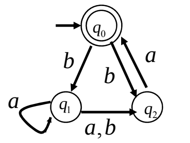
7

例 $\Sigma = \{a,b\}$ とする。

NFA $N = \{\{q_0, q_1, q_2\}, \Sigma, \delta, q_0, \{q_0\}\}$

δ	a	b
q_0	ϕ	$\{q_1, q_2\}$
q_1	$\{q_1, q_2\}$	$\{q_2\}$
q_2	$\{q_0\}$	ϕ

N

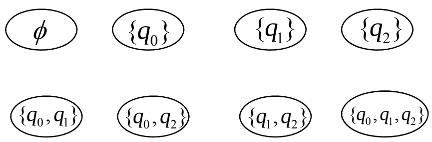


このNと同じ言語を受理するDFA
$D = \{Q', \Sigma, \delta', q_0', \{q_0\}, F'\}$
を作成する。

8

---

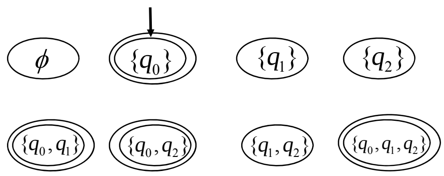
1. $Q' = \mathcal{P}(Q)$
$= \left\{ \begin{array}{l} \phi, \{q_0\}, \{q_1\}, \{q_2\}, \{q_0, q_1\}, \{q_0, q_2\}, \\ \{q_1, q_2\}, \{q_0, q_1, q_2\} \end{array} \right\}$



9

---

2. $q_0' = \{q_0\}$
3. $F' = \{q \in Q' \mid q \cap F \neq \phi\}$



10

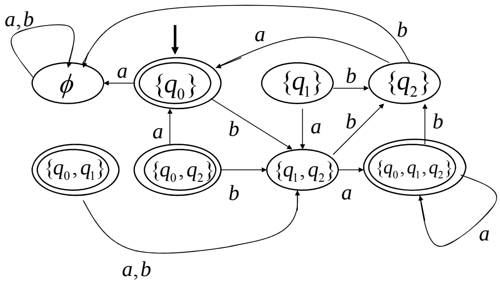
---

4. $\delta'(q,s) = \bigcup_{r \in q} \{\delta(r,s)\}$

δ	a	b
q_0	ϕ	$\{q_1, q_2\}$
q_1	$\{q_1, q_2\}$	$\{q_2\}$
q_2	$\{q_0\}$	ϕ

δ'	a	b
ϕ	ϕ	ϕ
$\{q_0\}$	ϕ	$\{q_1, q_2\}$
$\{q_1\}$	$\{q_1, q_2\}$	$\{q_2\}$
$\{q_2\}$	$\{q_0\}$	ϕ
$\{q_0, q_1\}$	$\{q_1, q_2\}$	$\{q_1, q_2\}$
$\{q_0, q_2\}$	$\{q_0\}$	$\{q_1, q_2\}$
$\{q_1, q_2\}$	$\{q_0, q_1, q_2\}$	$\{q_2\}$
$\{q_0, q_1, q_2\}$	$\{q_0, q_1, q_2\}$	$\{q_1, q_2\}$

11



12

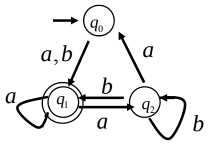
練習

$\Sigma=\{a,b\}$ とする。

NFA $N=\{\{q_0,q_1,q_2\},\Sigma,\delta,q_0,\{q_1\}\}$

δ	a	b
q_0	$\{q_1\}$	$\{q_1\}$
q_1	$\{q_1,q_2\}$	ϕ
q_2	$\{q_0\}$	$\{q_1,q_2\}$

N

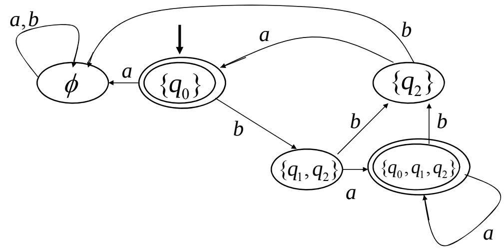


このNと同じ言語を受理するDFA
$D=\{Q',\Sigma,\delta',q_0',\{q_0\},F'\}$
を構成せよ。

13

補足

初期状態から、到達可能でない状態はDFAから削除できる。



14

NFA→DFAの証明

文字列 x の長さ $|x|$ に関する帰納法で

$$\delta'(q_0',x)=\{q_1,q_2,\cdots,q_i\}$$

であるための必要十分条件が、

$$\delta(q_0,x)=\{q_1,q_2,\cdots,q_i\}$$

であることを示す。

基礎

$$|x|=0$$

このとき、$x=\varepsilon$ であり、しかも
$q_0'=\{q_0\}$ である。
よって、明らかに成り立つ。

15

帰納

$|x|\le m$ のとき成り立つと仮定する。

長さが $m+1$ の文字列 xs（$s\in\Sigma$）に対して、

$$\delta'(q_0',xs)=\delta'(\delta'(q_0',x),s)$$

を考える。

帰納法の仮定より、

$$\delta'(q_0',x)=\{p_1,p_2,\cdots,p_j\}$$
$$\Leftrightarrow \delta(q_0,x)=\{p_1,p_2,\cdots,p_j\}$$

また、δ' の定義から、

$$\delta'(\{p_1,p_2,\cdots,p_j\},s)=\{r_1,r_2,\cdots,r_k\}$$
$$\Leftrightarrow \delta(\{p_1,p_2,\cdots,p_j\},s)=\{r_1,r_2,\cdots,r_k\}$$

16

よって、

$$\delta'(q_0',xs)=\{r_1,r_2,\cdots,r_k\}$$
$$\Leftrightarrow \delta(q_0,xs)=\{r_1,r_2,\cdots,r_k\}$$

また、

$$\delta'(q_0',x)\in F'\Leftrightarrow \delta(q_0,x)\cap F\neq\phi$$

である。

したがって、

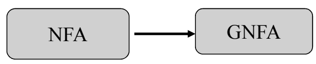
$$L(D)=L(N)$$

である。

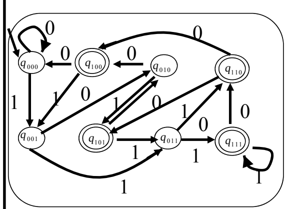
QED

17

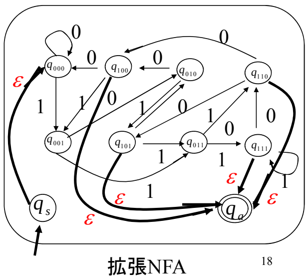
NFAから拡張NFAへ



NFAの受理状態が複数あるのに対して、
GNFAの受理状態は一つである。



NFA



拡張NFA

18

ここでは、NFA→GNFAを形式的に示す。

任意のNFAを $N=(Q,\Sigma,\delta,q_0,F)$ とする。
このとき、N と同じ言語を受理するGNFA
$G=(Q',\Sigma,\delta',q_s,q_a)$ を構成する。

1．状態の追加

$$Q'=Q\cup\{q_s,q_a\}$$

19

2．状態遷移関数 δ' の決定

・通常の状態
$q\in Q, s\in\Sigma$ に対して、
$\delta(q,s)=P=\{q_x \mid q_x \text{は} q \text{から遷移可能な関数}\}$
のとき、
$q\in Q'-\{q_s,q_a\}, s\in\Sigma$ に対して、$\delta'(q,q_x)=s$

・初期状態
$\delta'(q_s,q_0)=\varepsilon$

・受理状態
$q\in F$ に対して、

$\delta'(q,q_a)=\varepsilon$

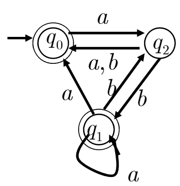
・上で定められていない定義域
$\delta'(q,q')=\phi$

20

練習

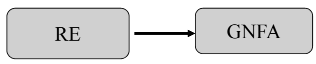
$\Sigma=\{a,b\}$ とする。

次のNFAに対して、同じ言語を受理するGNFAを
状態遷移図と形式的定義の両方で与えよ。



21

正規表現からGNFAへ



方針：
任意の正規表現 r に対して、

$$L(r)=L(G)$$

となるような

$$G=(Q,\Sigma,\delta,q_s,q_t)$$

を構成する。

正規表現に基づいて、再帰的に構成していく。

22

演算数による帰納法

アルファベットを $\sum$ とする。

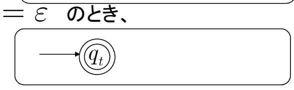
基礎

$r=\phi$ のとき、

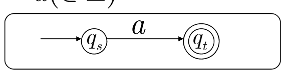
G_ϕ

$r=\varepsilon$ のとき、

G_ε



$r=a(\in\Sigma)$



23

帰納

演算数が m 以下のどんな正規表現 r' も
対応するGNFAがあるとする。

演算数が $m+1$ である正規表現 r を考える。

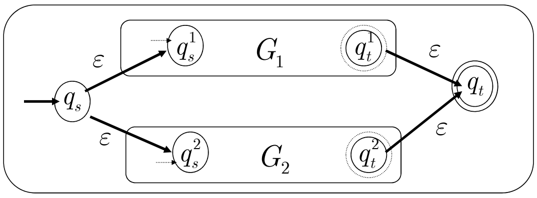
正規表現の定義より、3つの場合が存在すr。

（1）場合1
$r=r_1+r_2$ の形にできるとき。

ここで、r_1,r_2 は、正規表現だが、
演算数は m 以下である。
よって、$L(r_1)=L(G_1), L(r_2)=L(G_2)$
となる2つのGNFA G_1,G_2 が存在する。

24

これらを用いて $L(r)$ を受理するGNFA G を以下のように構成できる。



G

25

(2)場合2

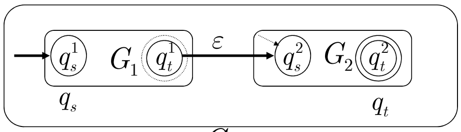
$r = r_1 r_2$ の形にできるとき。

ここで、r_1, r_2 は、正規表現だが、演算数は m 以下である。

よって、 $L(r_1) = L(G_1), L(r_2) = L(G_2)$

となる2つのGNFA G_1, G_2 が存在する。

これらを用いて $L(r)$ を受理するGNFA G を以下のように構成できる。



G

26

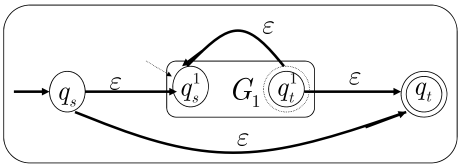
(3)場合3

$r = r_1^*$ の形にできるとき。

ここで、 r_1 は、正規表現だが、演算数は m 以下である。

よって、$L(r_1) = L(G_1)$ なるGNFA G_1 が存在する。

これらを用いて $L(r)$ を受理するGNFA G を以下のように構成できる。



G

27

以上より、

任意の正規表現はGNFAに変換可能である。

$\mathcal{QED}$

28

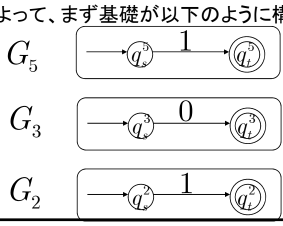
例 $\Sigma = \{0,1\}$ 上の正規表現 $r = 01^* + 1$ を受理するGNFA G を構成する。

$r_1 = 01^*, r_2 = 1$ とおけば、 $r = r_1 + r_2$ である。

$r_3 = 0, r_4 = 1^*$ とおけば、 $r_1 = r_3 r_4$ である。

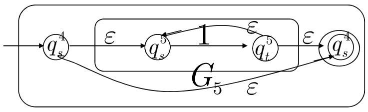
$r_5 = 1$ とおけば、 $r_4 = r_5^*$ である。

よって、まず基礎が以下のように構成できる。



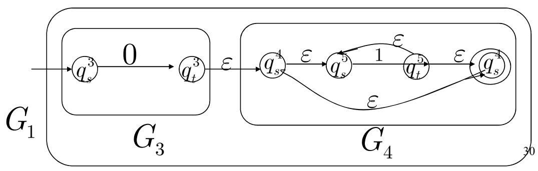
29

$r_4 = r_5^*$ を受理するGNFA G_4 は、G_5を用いて



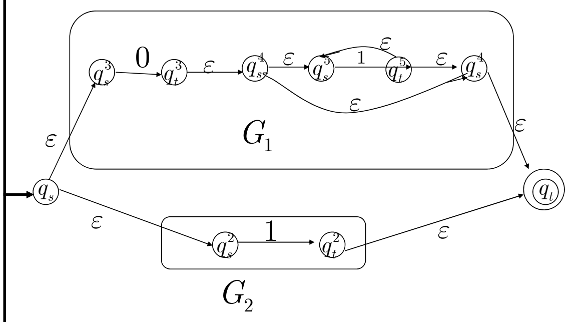
G_4

$r_1 = r_3 r_4$ を受理するGNFA G_1 は、G_4を用いて



30

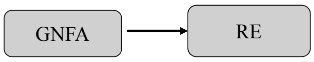
$r = r_1 + r_2$ を受理するGNFA G は、G_1を用いて



練習

$\Sigma = \{0,1\}$ 上の正規表現 $r = (10+0)^*$ を受理する GNFA G を構成せよ。

GNFAから正規表現へ



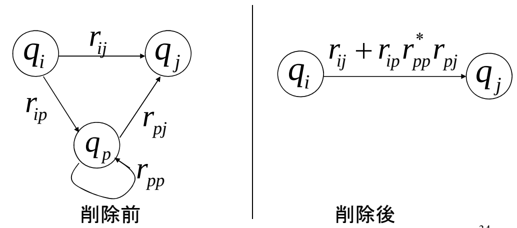
方針：
任意のGNFA $G = (Q, \Sigma, \delta, q_s, q_t)$ に対して、
$L(G) = L(r)$

となるような r を導く。

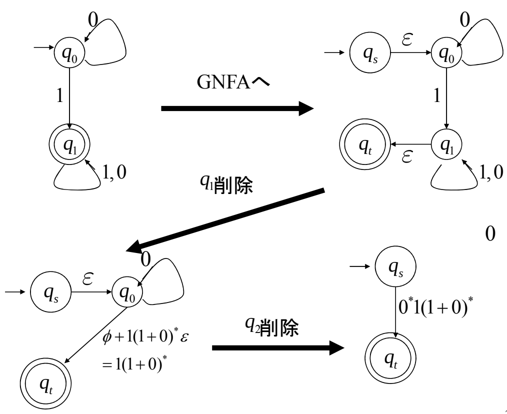
Gの状態数を減少させることにより、
最終的には2状態のGNFAを構成していく。

状態の削除法

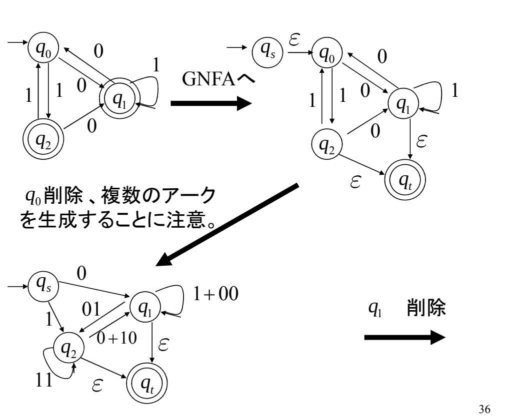
1. 削除する状態 $q_p \in Q$ を決める。
2. すべての組 $q_i, q_j \in Q - \{q_p\}$ に対して，次のようなアークを構成する。

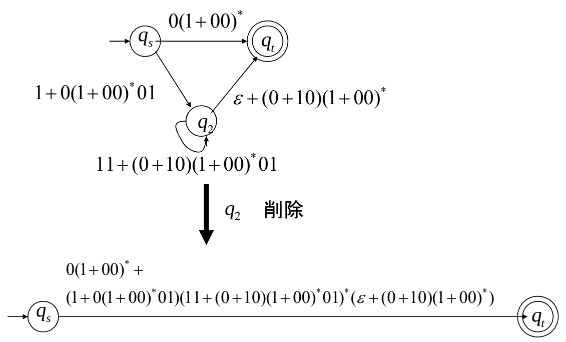


例



例2

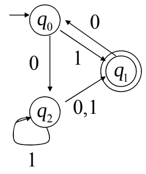




37

練習

次のDFAが受理する言語を正規表現で示せ。



38

２－２．　正規言語の性質

ここでは、DFAの限界を示す。
実際、次のような言語は、正規言語ではない。

$$B=\{0^n1^n \mid n\geq 0\}$$

$$C=\{w \mid w は 0 と 1 を同じ数だけ含む文字列\}$$

正規言語でないことを示すための、有用な補題(定理)がある。

39

ポンピング補題

ポンピング補題

Aが正規言語であるならば、ある数 p（ポンピング長）が存在して、pより長い任意の文字列 $s\in A$ に対して、次を満たすように s を
$s=xyz$
に分割できる。
1. 各 $i\geq 0$ について、$xy^iz\in A$
2. $|y|\geq 1, (y\neq\varepsilon)$
3. $|xy|\leq p$

40

ポンピング補題の意味

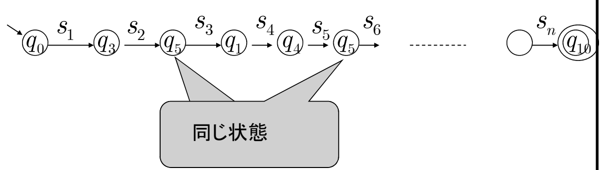
正規言語 A を認識するDFAを $M_A=(Q,\Sigma,\delta,q_0,F)$ とする。
実は、pを M_A の状態数（ $p=|Q|$ ）とすると補題が成り立つ。

入力が状態数を超えているとき、必ず状態遷移中に2度以上おとづれる状態が存在しているはずである。
(このことは、鳩ノ巣原理と呼ばれます。)

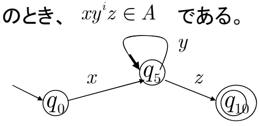
例えば、 $s=s_1s_2s_3s_4\cdots s_n\in A$ による M_A の状態遷移が $q_0q_3q_5q_1q_4q_5\cdots q_{10}$ であったとする。
ここで、$q_{10}\in F$ としています。

41

例の状態遷移



この例では、
$x=s_1s_2 \quad y=s_3s_4s_5 \quad z=s_6\cdots s_n$
とすればよい。このとき、 $xy^iz\in A$ である。



42

ポンピング補題の証明

正規言語 A を認識するDFAを $M_A = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$ とし、
$p = |Q|$ とする。

また、$n \geq p$ とし、$s = s_1 s_2 s_3 s_4 \cdots s_n \in A$ とする。

s を入力としたときの、M_A の状態遷移の系列を
$r_1 r_2 \cdots r_{n+1}$ とする。すなわち、$1 \leq i \leq n$ に対して、
$r_{i+1} = \delta(r_i, s_i)$
である。

鳩ノ巣原理より、列 $r_1 r_2 \cdots r_{n+1}$ の最初の $p+1$ 個の中に
同じ状態が2回以上現れる。
2回現れた状態の一回目を r_j とし、
2回目を r_k とする。

43

ここで、

$x = s_1 \cdots s_{j-1}$ $y = s_j \cdots s_{k-1}$ $z = s_k \cdots s_n$

とおく。

このとき、補題の3条件をすべて満たしている。

$\mathcal{QED}$

44

非正規な言語

次の言語は正規言語ではない。

$B = \{0^n 1^n \mid n \geq 0\}$

$B = \{w \mid w は 0 の列のあとに同じ長さの 1 の列が続く\}$
$= \{\varepsilon, 01, 0011, 000111, 000011111, \cdots\}$

45

証明

ポンピング補題を用いて背理法で証明する。

Bは正規言語であると仮定する。（背理法の仮定）

Bは正規言語であるので、あるポンプ長 p が存在する。

$s = 0^p 1^p$ とする。

このとき、ポンピング補題より、
$s = xyz$
と分割できる。

このとき、y として次の3つの場合が考えられる。

（1）0だけ （2）1だけ （3）0の列と1の列の連結

しかし、次のようにいずれの場合も矛盾が生じる。

46

（1）y が0だけのとき

このとき、ポンピング補題より、
$xy^2z = xyyz$ も B に含まれなければならない。
（$xyyz \in B$ ）
しかし、$xyyz$ は0の数が多いので $xyyz \notin B$ であり、
矛盾が生じる。

（2）y が1だけのとき

（1）と同様に矛盾が導ける。

（3）y が0の列と1の列の連結のとき

$y = 0^j 1^k$ とする。
このとき、$xyyz = x 0^j 1^k 0^j 1^k z$ であるが、
1の前に0があり $xyyz \notin B$ である。

以上、すべての場合で矛盾が生じるので、
Bは正規言語ではない。 $\mathcal{QED}$

47