有限アルファベットを Σ，その Kleene 閉包を Σ^* で表す．文字列 $s \in \Sigma^*$ の長さを $|s|$ で表す．また長さ 0 の空文字列を ε で表す．

非決定性オートマトン

Definition 1 (非決定性有限オートマトン nondeterministic finite automata, NFA). 非決定性有限オートマトン（NFA） $M = (\Sigma, Q, \delta, q_0, F)$ とは,....

文字列 $s \in \Sigma^*$ を受け取った NFA M が状態を $(q_0, \dots, q_n)$ ただし $n = |S|$ と遷移するとき，この列を s に対する M の計算といい，特に最後の状態 q_n が $q_n \in F$ である計算を受理計算とよぶ．一般に，非決定性有限オートマトンは一つの文字列に対して複数の計算を持つ．ある $s \in \Sigma^*$ に対して M に受理計算が存在するとき，M は s を受理するといい，M が受理する文字列すべての集合 $L(M) = \{s \in \Sigma^* \mid M$ は s を受理する $\}$ を M が受理する言語という．

正規表現

メロディ概形文字列の有限アルファベットは, $\Sigma = \{+, -, \#, \mathtt{b}, =\}$ である．ただし楽譜の開始には，開始記号 $*$ をおき，第一音には前の音がないため音程の上下は未定義として表す（←省略することにするか，別の文字にしたほうがいいかもしれない）．したがって，メロディ概形を表す正規表現は,

1. 文字それぞれのみにマッチするす記号 $+, -, \#, \mathtt{b}, =$.
2. 集合に含まれる文字いずれかにマッチする $\{+, \#\}$ を表す $\wedge = (+|\#)$, $\{-, \mathtt{b}\}$ を表す $\wedge = (-|\mathtt{b})$,
3. Σ を表す記号 $\circ$,
4. 直前の記号または集合の Kleene 閉包を表す $*$

からなる文字列，となる．ただし，$\circ*$ は $*$ と略記する．

NFA の計算

ある文字列 $s \in \Sigma^*$ を NFA $M = (\Sigma, Q, \delta, q, F)$ が受理するかどうかを決定的なアルゴリズムで求めるためには，以下のように行う．

まず，遷移関係 $\delta \subseteq Q \times \Sigma \times Q$ を状態と文字から状態への集合

$$\delta(q, a) = \{ q' \in Q \mid \ (q, a, q') \in \delta \ \}$$

に拡張し，さらに状態の集合と文字から状態の集合への写像 $\tilde{\delta} : 2^Q \times \Sigma \to 2^Q$ に拡張する：

$$\tilde{\delta}(S, a) = \bigcup_{q \in S} \delta(q, a)$$

すると，有限オートマトン $\Sigma, 2^Q, \tilde{\delta}, \{q_0\}, F')$ は決定性有限オートマトンである．ただし $F' = \{S \subseteq 2^Q \mid S \cap F \neq \emptyset\}$.

ドントケア * 記号（可変長ドントケア variable-length don't-care）と複数文字集合（OR 記号，$\{\mathtt{a}, \mathtt{b}\}$ または $(\mathtt{a}|\mathtt{b})$ 等と書く）を含む文字列を検索パターンとする NFA の計算は，最初に受理状態に達した時点で受理計算としてよい．したがって，$\tilde{\delta}$ をもちいた* と複数文字集合からなるパターン照合を行う NFA の計算アルゴリズムは，以下のようになる．

1. $S \leftarrow \{q_0\}$. /* S は現在の状態の集合．*/
2. ...