

6

量子-古典協調計算
—オートマトンの場合—

中西 正樹 [奈良先端科学技術大学院大学]

量子計算と古典計算の協調動作

量子計算機の数学的なモデルとして、量子チューリング機械、量子回路、量子オートマトン等、さまざまなものが提案されている。特に、量子計算の特徴を知るために、シンプルな計算モデルにおけるさまざまな解析がなされており、量子計算の優位性が示されている。本稿では、オートマトンと呼ばれるシンプルな計算モデルに関して、古典計算機と協調動作する場合の振る舞いについて取り上げる。

当然のことながら量子計算機の実現は非常に難しく、実際に実現された場合は非常にコストの高い計算資源となる。そこで現実的には量子計算機が得意とする処理のみ量子計算機に行わせ、それ以外の処理は古典計算機で行うという量子-古典協調計算が重要になってくる。量子-古典協調計算の実現に向け、量子-古典の処理の切り分け、それらの間のインタフェース、またコンパイラ技術などが研究されている。一方で、計算モデルとして量子-古典協調計算を考えた場合、また別の一面も見えてくる。

通常、量子計算機は古典計算機より能力が優れていると考えられているが、有限オートマトンのようなシンプルな計算モデルでは必ずしもそうでない場合がある。たとえば、1方向量子有限オートマトンと呼ばれる計算モデルは対応する古典計算モデルと比べて、認識できる言語のクラスが真に小さいことが知られている³⁾。これは量子計算モデルが生来「可逆性」を持つことに起因するが、後述するように古典計算資源を導入することにより可逆性の制約が緩和され、飛躍的に能力が向上する場合がある。このように、単に「能力は高いがコストも高い量子計算機」と「コストの安い古典計算機」を組み合わせるということではなく、「お互いの欠点を補い合う」という状

況が起こり得ることが興味深い。

本稿では、有限オートマトンやプッシュダウンオートマトンといったシンプルな計算モデルを取り上げ、それらについて古典計算モデル、量子計算モデル、量子-古典協調計算モデルを考えた場合にどのような違いが生じるのかを解説する。

有限オートマトンと量子-古典協調計算

□ 古典有限オートマトン

量子-古典協調計算のモデルの説明の前に、オートマトンモデルの最も基本となる古典有限オートマトンについて説明する。

有限オートマトンとは、入力ヘッドが指す入力記号を読みながら、状態を遷移し、計算を行う計算モデルである。現在の状態とヘッドが指す入力記号によって、次の状態およびヘッドの移動方向が決まり、受理状態もしくは非受理状態に到達すると結果を出力して停止する。形式的には以下のように定義される。

定義 1 2方向確率有限オートマトン (2PFA) は以下の6項組で定義される。

$$M = (S, \Sigma, \delta, s_0, S_{\text{acc}}, S_{\text{rej}}),$$

ここで S は状態の集合、 Σ は入力アルファベット (左終端記号 ϕ , 右終端記号 $\$$ を含む)、 δ は状態遷移関数 ($\delta: S \times \Sigma \times S \times \{-1, 0, +1\} \rightarrow [0, 1]$)、 s_0 は初期状態、 $S_{\text{acc}} (\subseteq S)$ は受理状態の集合、 $S_{\text{rej}} (\subseteq S)$ は非受理状態の集合である。

□

$\delta(s, a, s', D) = \alpha$ は状態 s で入力 a を読んだときに状態 s' に遷移して入力ヘッドを D (-1 : 左, 0 : 移動せず, $+1$: 右) の方向に移動する確率が α であることを表す。2PFA は状態 s_0 , 入力ヘッド位置が左端という初期設定

から計算を始め、各ステップで状態遷移関数に従いながら状態とヘッド位置を遷移させる。受理状態、または非受理状態に遷移すると計算を停止し、それぞれ「受理」、「非受理」を出力する。

言語 L について、オートマトンが L に属する語に対して確率 $1/2 + \varepsilon$ 以上で「受理」を出力し、 L に属さない語に対して確率 $1/2 + \varepsilon$ 以上で「非受理」を出力するとき、そのオートマトンは言語 L を認識するという（ここで ε は $0 < \varepsilon \leq 1/2$ を満たす定数である）。

□ 量子有限オートマトン

2方向量子有限オートマトン (2QFA)^{3), 4)} は上述の2PFAの拡張と考えることができ、形式的には次の6項組で定義される。

$$M = (Q, \Sigma, \delta, q_0, Q_{\text{acc}}, Q_{\text{rej}}),$$

ここで、表記上、状態が量子状態であることを明示するために、状態の集合、初期状態、受理状態の集合、非受理状態の集合をそれぞれ $Q, q_0, Q_{\text{acc}}, Q_{\text{rej}}$ としていることに注意されたい (2PFA ではそれぞれ $S, s_0, S_{\text{acc}}, S_{\text{rej}}$ と表記)。2QFA では2PFAにおける「確率」による遷移が、量子計算の特徴である「確率振幅」による遷移になっている。つまり、状態遷移関数が $\delta: Q \times \Sigma \times Q \times \{-1, 0, +1\} \rightarrow \mathbb{C}$ のように与えられる。つまり、状態遷移関数の値域が非負実数から複素数に拡張されている。

$\delta(q, a, q', D) = \alpha$ は状態 q で入力 a を読んだときに状態 q' に遷移して入力ヘッドを D (-1 : 左, 0 : 移動せず, $+1$: 右) の方向に移動する確率振幅が α であることを示す。2QFAの時点表示は (q, k) (q : 状態, k : ヘッド位置) で表される。2QFAは量子計算のモデルであるため、その特徴として、時点表示の重ね合わせを保持することができる。ここで、各時点表示に対して、次のような列ベクトル $|q, k\rangle$ への対応付けを考える。

- $|q, k\rangle$ は $n|Q|$ 行 1 列の列ベクトルである。
- (q, k) に対応する行が 1, それ以外の行は 0 である。

上述の時点表示の重ね合わせとは形式的には、 $l_2(Q \times \mathbb{Z}_n)$, ($\mathbb{Z}_n = \{1, \dots, n\}$) の任意の長さ 1 の要素である。さらにここで、入力 x に対し、次のように状態遷移関数を行列 U_x (時間発展行列) を用いて表現することを考える。

$$\begin{aligned} U^x(q, k) &= \sum_{q' \in Q, D \in \{-1, 0, 1\}} \delta(q, x(k), q', D) |q', k + D\rangle, \end{aligned}$$

ここで、 $x(k)$ は入力 x における k 番目の入力記号である。量子力学の制約により、 U^x はユニタリ変換でなければならない。つまり、 $U^x U^{x\dagger} = U^{x\dagger} U^x = I$ である。ここで、 $U^{x\dagger}$ は U^x の共役転置行列である。

2QFAの動作を説明する前に、いくつかの表記を定

義しておく。 $|\psi_0\rangle = |q_0, 0\rangle$ と定義する。また、 $E_{\text{acc}}, E_{\text{rej}}, E_{\text{non}}$ を以下のように定義する。

$$\begin{aligned} E_{\text{acc}} &= \text{span}\{|q, k\rangle \mid q \in Q_{\text{acc}}\} \\ E_{\text{rej}} &= \text{span}\{|q, k\rangle \mid q \in Q_{\text{rej}}\} \\ E_{\text{non}} &= \text{span}\{|q, k\rangle \mid q \in Q \setminus (Q_{\text{acc}} \cup Q_{\text{rej}})\} \end{aligned}$$

また、観測量 O を $O = E_{\text{acc}} \oplus E_{\text{rej}} \oplus E_{\text{non}}$ と定義し、 $E_{\text{acc}}, E_{\text{rej}}, E_{\text{non}}$ に対する出力をそれぞれ「acc」、「rej」、「non」と定める。これらをもとに以下、2QFAの動作を説明する。

- (1) U^x を $|\Psi_i\rangle$ に適用する。 $|\Psi_{i+1}\rangle = |\Psi_i\rangle$ とする。
- (2) $|\Psi_{i+1}\rangle$ を観測量 O で観測する。 $|\phi_j\rangle$ を $|\Psi_{i+1}\rangle$ の E_j への射影とする。ここで、 j は「acc」、「rej」、「non」のいずれかである。量子力学に従うと、観測の結果、各出力 j は確率 $\|\phi_j\|^2$ で得られる。また、この際、量子状態 $|\Psi_{i+1}\rangle$ は $\frac{1}{\|\phi_j\|} |\phi_j\rangle$ へと収縮する。ここで j は観測の結果得られた出力を表すものとする。

上記(1)および(2)をまとめて「1ステップ」と考え、「acc」もしくは「rej」が出力されるまでこれを繰り返す。

□ さまざまな有限オートマトン

上述の説明では、より一般的なものとして「2方向」のオートマトン、(古典モデルにおいては)「確率」オートマトンを紹介したが、ヘッドの移動方向が右に固定された「1方向」のオートマトン、あるいは、古典モデルにおいて遷移先が決定的/非決定的に決まる「決定性」オートマトン/「非決定性」オートマトン等、さまざまなモデルが考えられる。興味深いことに、古典モデルにおいては、どの有限オートマトンのモデルであっても認識できる言語のクラスは等価であることが知られている(ただし、2PFAについては、時間計算量が多項式時間のものに限定とする)。この言語のクラスは正規言語と呼ばれている。

一方、量子有限オートマトンの場合は、1方向モデルと2方向モデルで能力が大きく変わってくることが知られている。具体的には、1方向モデルでは認識できる言語のクラスが正規言語よりも真に小さく、2方向のモデルでは真に大きいことが知られている³⁾。つまり、1方向のモデルでは古典モデルよりも真に能力が弱くなるということである。これらをまとめたものが図-1である。

□ 有限オートマトンでの量子-古典協調計算

通常、量子計算は古典計算より能力が優れていると考えられているが、有限オートマトンのようなシンプルなモデルの場合、可逆性(つまり、時間発展行列がユニタリ行列でなければならないという制約)のために量子計算の能力が制限されてしまう場合があることが分か

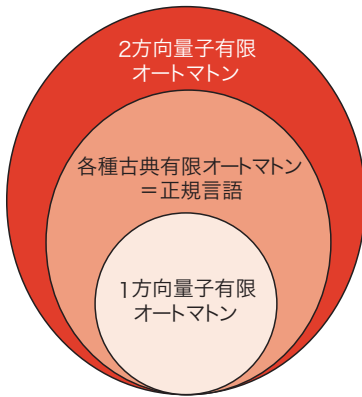


図-1 各種有限オートマトンが認識する言語のクラスの包含関係

る。また、2方向の量子有限オートマトンは、その実現には $O(\log n)$ (n は入力長) の量子ビットが必要となるため、実際に使用する計算資源は「有限」ではない。そこで、「有限個」つまり、入力長によらず定数個の量子ビットのみを用いてどのような処理が行えるのかという疑問が生じる。この疑問に対して、次のような量子有限オートマトンと古典有限オートマトンを組み合わせた量子-古典協調計算モデルでの結果を次章で説明する。

定義 2¹⁾ 量子および古典状態を持つ2方向有限オートマトン (2QCFA) は以下の9項組で定義される。

$$M = (Q, S, \Sigma, \Theta, \delta, q_0, s_0, S_{acc}, S_{rej}),$$

ここで Q は量子状態の集合、 S は古典状態の集合、 Σ は入力アルファベット (左終端記号 ϵ , 右終端記号 $\$$ を含む)、 Θ は量子状態遷移関数、 δ は古典状態遷移関数、 q_0 は初期量子状態、 s_0 は初期古典状態、 $S_{acc} \subseteq S$ は受理状態の集合、 $S_{rej} \subseteq S$ は非受理状態の集合である。

□

2QCFA はその内部に (Q, Σ, Θ, q_0) によって振る舞いが与えられる量子有限オートマトンと $(S, \Sigma, \delta, s_0, S_{acc}, S_{rej})$ によって振る舞いが与えられる古典有限オートマトンを持つ。これら2つのオートマトンが交互に動き、互いに相手の状態に応じて自分の動作が決まるようになっていく (図-2 参照)。具体的には以下のように動作する。

量子状態遷移関数 Θ は M が持つ量子状態に対する操作を決める関数であり、古典状態 $s \in S \setminus (S_{acc} \cup S_{rej})$ 、入力記号 $a \in \Sigma$ に対して $\Theta(s, a)$ はユニタリ変換もしくは観測操作を与える。

古典状態遷移関数 δ は M が持つ古典状態に対する操作を決める関数であり、 $\Theta(s, a)$ がユニタリ変換の場合は、 $\delta(s, a)$ は $S \times \{-1, 0, 1\}$ の要素であり、この値によって古典状態の遷移先および入力ヘッドの移動先が決まる。 $\Theta(s, a)$ が観測操作の場合は、 $\delta(s, a)$ は観測の出力の

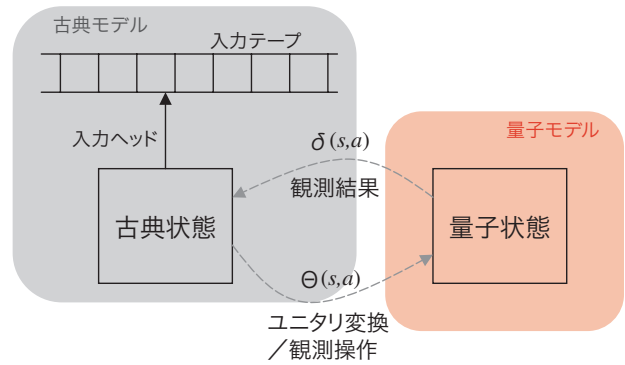


図-2 QCFA の構成

集合から $S \times \{-1, 0, 1\}$ への写像であり、この場合も δ に従って古典状態の遷移先および入力ヘッドの移動先が決まる。

2QCFA は古典初期状態 s_0 、量子初期状態 $|q_0\rangle$ から始め、各ステップでまず入力記号と古典状態に従って Θ によって与えられる操作を量子状態に施し、その後、入力記号と古典状態、さらに Θ が観測操作の場合はその出力をもとに δ に従って古典状態および入力ヘッド位置を更新する。これを繰り返す。古典状態が受理状態になれば「受理」を出力し、非受理状態になれば「非受理」を出力する。

2QCFA はその実現に量子状態を定数個用いれば十分であるのが特徴である。また、古典有限オートマトンを内包するので、少なくとも正規言語は認識可能である。そればかりでなく、(i) 2PFA では多項式時間で認識できないが2QCFA では多項式時間で認識できる言語が存在する。(ii) 2PFA では認識できないが、2QCFA では認識できる言語が存在する、といったことが知られている¹⁾。よってこれらの結果は2QCFA が古典有限オートマトンに比べて真に能力が高いことを示している。定数個しか量子ビットを用いない計算モデルの場合、古典状態との協調計算がなければ (つまり、1方向量子有限オートマトンの場合) 前述のように古典モデルよりも真に能力が低くなるが、古典有限オートマトンとの協調動作により、古典モデルより真に能力が高くなる1つの例となっている。

プッシュダウンオートマトンと量子-古典協調計算

□ (古典)確率プッシュダウンオートマトン

別のシンプルな計算モデルとして有限オートマトンにスタックを付加したプッシュダウンオートマトンがある。

本稿では、量子計算モデルとの対比を考える上で、古典のモデルとして確率プッシュダウンオートマトンを取り上げる。紙面の都合上正確な定義は省略するが、確率有限オートマトンが「入力記号、現在の状態」の組に従って「次状態、入力ヘッドの移動方向」の確率分布が決まるのに対し、確率プッシュダウンオートマトンでは「入力記号、現在の状態、スタックトップの記号」に対して「次状態、入力ヘッドの移動方向、スタック操作」という3項組への確率分布が決まる。また、入力ヘッドの移動方向は通常 $\{0, +1\}$ の2通りである。

□ 量子プッシュダウンオートマトン

確率プッシュダウンオートマトンの「確率」による遷移を「確率振幅」による遷移に変更したものが量子プッシュダウンオートマトンである^{2), 4)}。有限オートマトンと同様、状態遷移関数から導き出される時間発展行列はユニタリ変換である必要があるため、「可逆」という制約が影響し、量子プッシュダウンオートマトンが確率プッシュダウンオートマトンに比べて優れた能力を持つかどうかは完全には明らかにはなっていない。ただし、部分的には能力の比較が行われており、著者らはエラーなし計算の下では量子プッシュダウンオートマトンが古典プッシュダウンオートマトンよりも能力が高くなる場合があることを示している⁵⁾。

□ プッシュダウンオートマトンでの量子-古典協調計算

有限オートマトンの場合と同様に、プッシュダウンオートマトンにおいても量子モデルと古典モデルを協調動作させることにより、量子あるいは古典モデル単独ではなし得ない能力を達成することができるのではないかというのは自然な疑問である。以下では、量子-古典協調計算可能なプッシュダウンオートマトンのモデルを紹介し、片側有界誤り計算の下で、量子-古典協調計算モデルが古典モデルよりも真に能力が高くなることを示す。ここで、オートマトンが片側有界誤りで言語 L を認識するとは、 L に属す語を確率 c 以上 (c : 定数) で受理し、 L に属さない語を確率 1 で非受理することを指す。

定義 3⁶⁾ 古典スタック付き量子プッシュダウンオートマトン (QCPDA) は以下の8項組で定義される。

$$M = (Q, \Sigma, \Gamma, \delta, q_0, \sigma, Q_{acc}, Q_{rej}),$$

ここで Q は量子状態の集合、 Σ は入力アルファベット (左終端記号 $\$$, 右終端記号 $\$$ を含む)、 Γ はスタック記号の集合 (底記号 Z を含む)、 δ は状態遷移関数 ($\delta: Q \times \Sigma \times \Gamma \times Q \times \{0, 1\} \rightarrow \mathbb{C}$)、 q_0 は初期状態、 σ はスタック

ク操作を決定する関数 ($\sigma: Q \setminus (Q_{acc} \cup Q_{rej}) \rightarrow G \cup \{-, pop\}$) ただし、 $G \subseteq (\Gamma \setminus \{Z\})^+$ は有限集合で、 $(\Gamma \setminus \{Z\})^+$ は空語を除き $\Gamma \setminus \{Z\}$ からなるすべての文字列からなる集合)、 $Q_{acc} \subseteq Q$ は受理状態の集合、 $Q_{rej} \subseteq Q$ は非受理状態の集合である。また、任意の q, q', a, D について、 $\sigma(q) = pop$ ならば、 $\delta(q, a, Z, q', D) = 0$ とする。

□

□ 量子-古典間インタフェース

QCPDA は $(Q, \Sigma, \delta, q_0, Q_{acc}, Q_{rej})$ で与えられる1.5方向量子有限オートマトンを内部に持つ。1.5方向モデルとは入力ヘッドの移動方向が $\{0, 1\}$ の2種類に限られているモデルである。スタックは古典モデルで構成されており、スタックトップの記号に応じて、1.5方向量子有限オートマトンに適用する状態遷移関数 $\delta(-, -, a, -, -)$ (a : スタックトップの記号) が決まる。一方、スタックの操作は量子有限オートマトンに対する観測結果に基づいて行われる。前述の定義では、量子有限オートマトンでは観測の際、 $E_{acc}, E_{rej}, E_{non}$ の3つの部分空間を用いたが、QCPDA では E_{non} をさらに部分空間に分割し、

$$E_{acc} = \text{span}\{|q, k\rangle \mid q \in Q_{acc}\},$$

$$E_{rej} = \text{span}\{|q, k\rangle \mid q \in Q_{rej}\},$$

$$E_w = \text{span}\{|q, k\rangle \mid \sigma(q) = w\},$$

という部分空間を考え、 $\mathcal{O} = \bigoplus_j E_j$ (j は $w \in G \cup \{-, pop\}, acc, rej$ のいずれか) なる観測量を考える。毎ステップ観測量 \mathcal{O} で量子状態を観測し、その出力が「acc」、「rej」のときは停止してそれぞれ「受理」、「非受理」を出力する。そうでない場合は、出力が「pop」ならスタックトップをポップし、「-」ならスタックはそのまま、「 $w \in G$ 」なら w をプッシュする。このように (i) スタックトップの記号に従って1.5方向量子有限オートマトンを更新、(ii) 量子状態を観測し、その結果によってスタックを操作、を繰り返すことにより計算を行う (図-3 参照)。

□ 量子-古典協調計算の具体例 (QCPDA の場合)

スタックに古典モデルを取り入れた量子-古典協調計算モデルが、対応する古典モデルより片側有界誤りの条件の下で真に能力が高くなることを示したのが以下の定理である。

定理 1⁶⁾ 古典スタック付き量子プッシュダウンオートマトンで片側有界誤りで認識できる非文脈自由言語 L_1 が存在する。

□

非文脈自由言語とは非決定性プッシュダウンオートマトンで認識できない言語である。非決定性計算モデルで

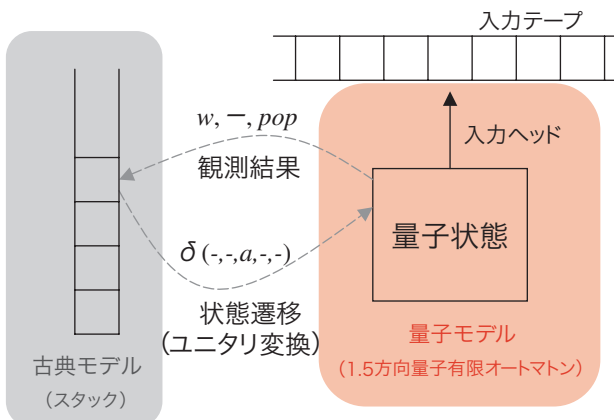


図-3 QCPDA の構成

認識できなければ、片側有界誤りのモデルでも認識できないのは自明である。以下では量子-古典協調計算の実例として、定理1の非文脈自由言語 L_1 とそれを片側有界誤りで認識する QCPDA の概略を述べる。

L_1 は次のような言語である。

$$L_1 = \left\{ u\#v\%w\%x\%y \mid \begin{array}{l} u, v, w, x, y \in \{a, b\}^*, \\ \neg \left(|u| = |v| = |w| = |x| \right) \\ \text{and } v = w \\ \text{and } \neg \left(|u| = |x| \text{ and } |v| = |w| = 0 \right) \\ \text{and } (y = v^R \text{ or } y = w^R) \end{array} \right\}$$

ここで、 x^R は x の反転を表す。

この言語の特徴は次のとおりである。プッシュダウンオートマトンはスタックを持っているため、入力 $x \circ y$ に対して、 $x^R = y$ かどうかの判定は得意である。しかしながら、FILO というスタックの性質上、 $x = y$ かどうかの判定は苦手である。したがって、 $v = w$ であるかどうか条件の一部に入っている言語 L_1 は古典プッシュダウンオートマトンでは認識するのが難しい。一方、QCPDA の場合、 $|u| = |v| = |w| = |x|$ のとき、 u の長さ x の長さが $v = w$ であるかどうかをチェックするためのヒントとして機能する。つまり、 v, w の長さに関する情報を v, w を読む前および読んだ後の2回取得することができ、この情報をうまく利用して $v = w$ の判定を行うことができる。さらに、 $(y = v^R \text{ or } y = w^R)$ という条件がこの言語を古典プッシュダウンオートマトンで認識するのが難しくしている。実際、この言語が文脈自由言語ではないことは、Ogden の補題により示すことができる。

次に、 L_1 を認識する QCPDA の概略を述べる。 L_1 を認識する QCPDA は図-4 のように M_1, M_2, M_3 の3つの部分から構成される。この QCPDA は入力が $u\#v\%w\%x\%y$ の形をしていないものは非受理し、この形をしたものに

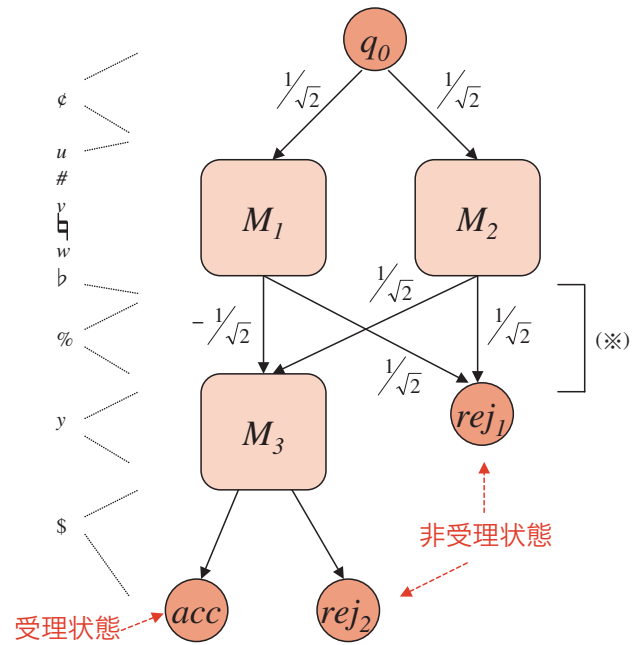


図-4 L_1 を認識する QCPDA

対しては以下のように動作する。基本的なアイデアは、 M_1 と M_2 を重ね合わせ状態で動作させ、「 M_1 と M_2 が同じタイミングで同じスタック操作をする限り重ね合わせが壊れない」という性質を利用するというものである。

M_1 は部分列 $u\#v\%w\%x$ を以下のように処理する。

- (1) M_1 は u を $2|u|$ ステップかけて読む。このときスタックを変化させない。
- (2) 次に、 v を1文字ずつ読みながら、読んだ記号をスタックにプッシュする。
- (3) w と x を $|w|+|x|$ ステップかけて読む。このときスタックを変化させない。

M_2 は部分列 $u\#v\%w\%x$ を以下のように処理する。

- (1) M_2 は u と v を $|u|+|v|$ ステップかけて読む。このときスタックを変化させない。
- (2) 次に、 w を1文字ずつ読みながら、読んだ記号をスタックにプッシュする。
- (3) x を $2|x|$ ステップかけて読む。このときスタックを変化させない。

M_3 は部分列 y を読みながら、スタックに積まれている文字列が y^R かどうかを判定する。

図-4 から分かるように、 M_1 と M_2 は重ね合わせ状態で部分列 $u\#v\%w\%x\%y$ を処理する。ここで、まず、 $|u|=|v|=|w|=|x|$ かつ $v = w$ である場合を考える。この場合、毎ステップ M_1 と M_2 はスタックに対して同じ操作を行う。QCPDA の定義から、スタック操作が同じである限り、重ね合わせは壊れない。また、 M_1 と M_2 は同時

に%を読むので、図-4の(※)で示される干渉が起こり、確率1で状態 $rej1$ に遷移する。 $|u|=|x|$ かつ $|v|=|w|=0$ の場合も同様である。

上記の場合でないとき、つまり、 $\neg(|u|=|v|=|w|=|x| \text{ and } v=w) \text{ and } \neg(|u|=|x| \text{ and } |v|=|w|=0)$ のとき、いずれかのステップで M_1 と M_2 の間でスタック操作が異なり、このとき、QCPDA の定義より重ね合わせが壊れる。よって、図-4中の(※)で示される遷移の際に干渉は起こらず、確率1/2で M_3 に遷移する。このときスタックの中身は確率1/2で v もしくは w のどちらかになっており、 M_3 はこのスタックの中身が y^R であるかどうかを判定する。よって M は L_1 に属する入力を確率1/4で受理し、そうでない入力を受理することはない。

省量子メモリ化と量子—古典協調計算

本稿ではシンプルな量子計算モデルについて、古典モデルと協調計算を行うことによる能力について解説した。シンプルな計算モデルにおいては「可逆性」の制約のため量子計算モデルの能力が弱くなる場合があるが、古典モデルとの協調計算により、飛躍的に能力が向上する場合があることを例を交えて解説した。量子メモリはコストの高い計算資源であると考えられるので、量子計算機およびその上で動作するアルゴリズムは省量子メモリを考慮する必要がある。つまり、実際的な量子計算機は本稿で紹介したオートマトンに近い性質を有する可能性が高

い。その際、本稿で紹介した計算手法等が有効に働くことが期待される。

計算モデルの能力を測る尺度としては、言語の認識能力のほかにも、必要となる状態数や、認識できる確率の高さなども考えられる。これらについても、量子—古典計算による改善の可能性があり、今後のさらなる研究が必要である。

参考文献

- 1) Ambainis, A. and Watrous, J. : Two-way Finite Automata with Quantum and Classical States, *Theoretical Computer Science*, Vol.287, No.1, pp.299-311 (2002).
- 2) Golovkins, M. : Quantum Pushdown Automata, *Proc. of 27th Conference on Current Trends in Theory and Practice of Informatics (SOFSEM2000)*, LNCS 1963, pp.336-346 (2000).
- 3) Kondacs, A. and Watrous, J. : On the Power of Quantum Finite State Automata, *Proc. of 38th Symp. on Foundations of Computer Science*, pp.66-75 (1997).
- 4) Moore, C. and Crutchfield, J. P. : Quantum Automata and Quantum Grammars, *Theoretical Computer Science*, 237(1-2):275-306 (2000).
- 5) Murakami, Y., Nakanishi, M., Yamashita, S. and Watanabe, K. : Quantum Versus Classical Pushdown Automata in Exact Computation, *IPSI Journal*, Vol.46, No.10, pp.2471-2480 (2005).
- 6) Nakanishi, M., Hamaguchi, K. and Kashiwabara, T. : Expressive Power of Quantum Pushdown Automata with Classical Stack Operations under the Perfect-soundness Conditions, *IEICE Trans. Inf. & Syst.*, Vol.E89-D, No.3, pp.1120-1127 (2006).

(平成 18 年 10 月 25 日受付)

中西 正樹(正会員)

m-naka@is.naist.jp

平成 10 年大阪大学大学院基礎工学研究科情報数理系専攻博士前期課程修了。平成 12 年同大学院基礎工学研究科情報数理系専攻博士後期課程退学。同年奈良先端科学技術大学院大学情報科学研究科助手。博士(工学)。量子計算モデル、量子計算アルゴリズム、VLSI-CAD 等の研究に従事。