

ペトリネットを用いた割込みのモデル化とデッドロックの構造的検出

4 R-1

白石 憲一[†] 山口 真悟[‡] 田中 稔[‡]
 山口大学大学院理工学研究科[†] 山口大学工学部[‡]

1. はじめに

割込みは非決定的のイベント処理に不可欠な技術である。割込みは非決定的, 排他的, 優先的という3つの特徴を持つが, その特徴が割込みのプログラミングやテストを困難にしている。これまで割込みに対する技術的な研究は多くなされているが, 理論的な研究は少ない。そこで本稿では, まずペトリネットを用いた割込みのモデルを提案する。次に, そのモデルを用いた割込みの理論的な解析方法について述べる。具体的な解析対象としてデッドロックの問題を取り上げ, ペトリネットの解析技術をベースとしたデッドロックの検出方法を提案する。

2. 割込みのモデル化

2.1 割込みの概念

割込みは以下の手順からなる (図1参照):(1) 通常プロセスの中断 (suspend);(2) 例外プロセスの実行;(3) 通常プロセスへの復帰 (resume)。

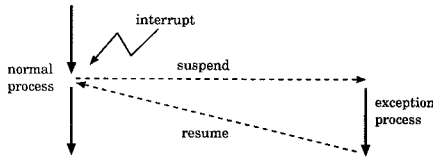


図1: 割込みの概念

割込みは (i) 非決定的, (ii) 排他的, (iii) 優先的の3つの特徴を持つ。割込みが発生するタイミングはあらかじめ定まっていないので非決定的である。また, 割込みが発生すると通常プロセスは直ちに中断され例外プロセスへ移るので, 2つのプロセスは排他的であり, 例外プロセスが優先的に実行される。

2.2 割込みのモデル

本研究ではペトリネットを用いた割込みのモデルを提案する。以下のように定義したペトリネットをプロセスネットと呼ぶ。

定義1: プロセスネットはプロセスの開始状態と終了状態を表わすプレース p_0, p_f を持つ7項組みのペトリネット $N=(P, T, A, M_0, M_f, p_0, p_f)$ である。ただし, $P(\supset\{p_0, p_f\})$ はプレースの有限集合, T はトランジションの有限集合, $A(\subseteq(P \times T) \cup (T \times P))$ はアークの有限集合, M_0 は初期マーキング, M_f は $(M_f \in R(M_0)) \wedge (R(M_f) = \{M_f\})$ を満たすマーキング (最終マーキングと

呼ぶ), p_0 は $(M_0(p_0)=1) \wedge (M_f(p_0)=0)$ を満たすソースプレース, p_f は $(M_0(p_f)=0) \wedge (M_f(p_f)=1)$ を満たすシンクプレースである。ここで $R(M)$ は M から到達可能なマーキングの集合を表わす。

通常プロセスと例外プロセスをモデル化したプロセスネットをそれぞれ通常プロセスネット $N^n=(P^n, T^n, A^n, M_0^n, M_f^n, p_0^n, p_f^n)$, 例外プロセスネット $N^e=(P^e, T^e, A^e, M_0^e, M_f^e, p_0^e, p_f^e)$ と呼ぶ。割込みを N^n と N^e を動的に結合したプロセスネット (割込みプロセスネットと呼ぶ) でモデル化する。形式的に割込みプロセスネットを以下のように定義する。

定義2: マーキング M^n の通常プロセス N^n に対して例外プロセス N^e の割込みが発生した場合, 割込みプロセスネットは以下のようなプロセスネット $\mathcal{N}=(P, T, A, M_0, M_f, p_0, p_f)$ である。 $P=P^n \cup P^e, T=T^n \cup T^e \cup \{t_I, t_R\}, A=A^n \cup A^e \cup \{(p, t_I) | p \in P^n, p \notin P^e, M^n(p) \geq 1\} \cup \{(t_R, p) | p \in P^n, p \notin P^e, M^n(p) \geq 1\} \cup \{(t_I, p_0), (p_f, t_R)\}, M_f=M_f^n, p_0=p_0^n, p_f=p_f^n,$

$$M_0(p) = \begin{cases} M^n(p) & \text{if } p \in P^n \\ M_0^e(p) & \text{if } p \in P^e - P^n \end{cases}$$

ここで t_I と t_R は通常プロセスの中断と通常プロセスへの復帰を表わすトランジションである。

割込みプロセスネットの発火則を以下のように定義する。

定義3: 割込みプロセスネットにおけるトランジションには以下の優先順位が付いている。

- (1) 通常プロセスの中断を表わすトランジション t_I
- (2) その他のトランジション $T - \{t_I\}$

割込みプロセスネットは割込み発生時の N^n のマーキングに応じて N^n と N^e を動的に接続することによって非決定的に発生した割込みを表現している。さらにトランジションの優先順位は例外プロセスネットが通常プロセスネットより優先的かつ排他的に実行されることを表現している。通常プロセスネット, 例外プロセスネット, 割込みプロセスネットの例を図2(a),(b),(c)に示す。図2(c)は $M^n=(0, 1, 0, 0, 0, 1)$ のときに発生した割込みをモデル化したものである。

3. デッドロックの検出方法

割込みプロセスネットにおいて通常プロセスネット N^n と例外プロセスネット N^e は排他的に実行されるので, それらが共有資源を持つ場合デッドロックになる可能性がある。通常プロセスと例外プロセスの共有資源は図3のように N^n と N^e で共有されるプレースでモデル化 [1] される。本稿では共有資源のある割込みに対するデッドロックの問題に焦点をあてる。デッドロックの検出に到達木を用いる方法が知られている [2]。しかし, この方法は指数関数オーダーの計算量を必要とし,

Modeling of Interrupt and Structural Detection of Deadlock by Using Petri Nets
 Kenichi Shiraishi[†], Shingo Yamaguchi[‡], Minoru Tanaka[‡]
 Graduate School of Science and Engineering, Yamaguchi Univ.[†]
 Faculty of Engineering, Yamaguchi Univ.[‡]

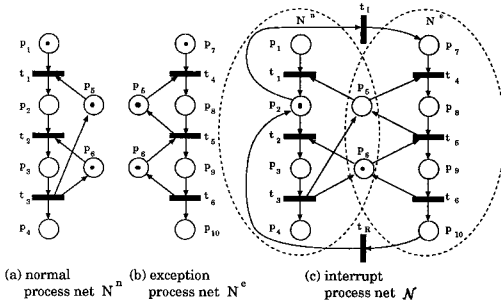


図2: 割込みプロセスネットの例

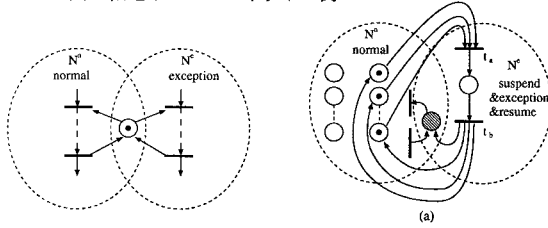


図3: 共有資源のモデル

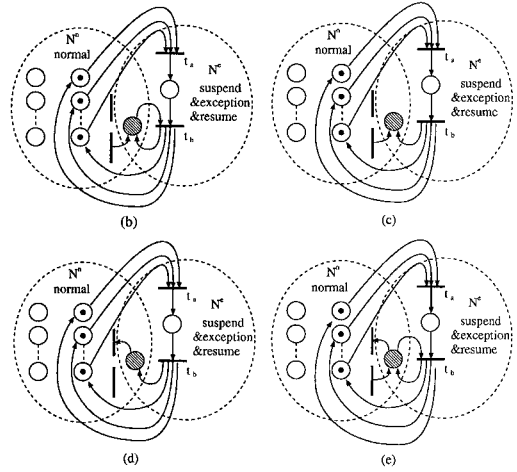


図4: 縮約された割込みプロセスネットの例

さらに割込みの発生するタイミングごとに可達木を作成する必要があるため適用が困難である。本稿では N^n と N^e のクラスをマークグラフかつ各プレースの初期トークン数を高々1つと仮定する。この仮定があっても割込みプロセスネットのクラスは非対称選択ネットよりも大きい。そこでネット構造に着目したデッドロックの検出方法を提案する。共有資源を表わすプレース(以下、共有プレースと略す)の集合を $P_r = P^n \cap P^e$ とすると、提案方法の概要は次のように与えられる。

- 1° 各 $p_r \in P_r$ に対して割込みプロセスネット \mathcal{N} から $P_r - \{p_r\}$ を除いたサブネット \mathcal{N}_i を作る。
- 2° 補題1により、各 \mathcal{N}_i でデッドロックを検出する。
- 3° 2°の結果が1つでもデッドロックならば \mathcal{N} はデッドロックになる可能性がある。

\mathcal{N} から全ての共有プレースを除いたネットが L1-活性であることは明らかである。ゆえに \mathcal{N} がデッドロックになるかどうかは共有プレースとその入出力トランジションからなる構造に依存する。各共有プレースごとにデッドロックを生じる可能性があるかどうかを調べる。

補題1: サブネット \mathcal{N}_i を活性を保持したまま縮約したネットを \mathcal{N}'_i とする。 \mathcal{N}'_i が図4(a),(b),(c),(d)あるいは以下の式(1)を満たす(e)と一致するときかつそのときに限り \mathcal{N}_i はデッドロックフリーである。

$$\exists t \in T^n, t \in \cdot p_r \cap p_r \cdot \quad (1)$$

(証明) まず \mathcal{N}'_i が図4(a),(b),(c),(d)あるいは式(1)を満たす(e)と一致するならば \mathcal{N} がデッドロックフリーであることを示す。 t_l と N^e を縮約することで得たトランジションを t_a 、 t_R と N^e を縮約することで得たトランジションを t_b とする。デッドロックフリーを証明するために T^n, t_a, t_b が $R(M_0)$ から発火可能であることを示す。

t_a は明らかに発火可能である。(i) t_b が $R(M_0)$ から発火可能となる条件は $p_r \notin t_b$ 、または常に $M(p_r) > 0$ のときである。(ii) T^n が $R(M_0)$ から発火可能となる条件は、割込み前のマーキングを M 、復帰後のマーキングを M' とすると $M \leq M'$ のときである。図4(a),(b),(c),(d)あるいは式(1)を満たす(e)と一致する \mathcal{N}'_i は (i),(ii) を満たす。一方、 \mathcal{N}'_i が図4(a),(b),(c),(d)あるいは式(1)を満たす(e)と一致しなければ \mathcal{N}_i がデッドロックになることは容易に証明できる [3]。 **Q.E.D.**

補題1から次の定理1が導ける。

定理1: 割込みプロセスネット \mathcal{N} 中のいずれかの共有プレース p_r が以下の条件を満たす時かつその時に限り \mathcal{N} はデッドロックを生じる可能性がある。

- (i) $|\cdot p_r| < |p_r \cdot|$
- (ii) $(|\cdot p_r| = |p_r \cdot| = 1) \wedge (\forall t \in T^e, t \notin \cdot p_r)$
- (iii) $(|\cdot p_r| = |p_r \cdot| = 2) \wedge (\forall t \in T^n, t \notin \cdot p_r \cap p_r \cdot)$ □

4. おわりに

本稿ではペトリネットを用いた割込みのモデル化手法と共有資源に着目したデッドロックの構造的な検出方法を提案した。提案方法を基にアルゴリズムを設計し計算量を求めた結果、ネットサイズの多項式時間で解けることが分かった。

謝辞 有益なご助言を下さいました(株)インタフェースの三輪 信弘氏、森 弘樹氏に感謝します。

参考文献

- [1] 奥川: ペトリネットの基礎, 共立出版株式会社, 1995.
- [2] T. Murata: Petri Nets: Properties, Analysis and Applications, Proc. of the IEEE, vol.77, no.4, pp.541-580, 1989.
- [3] 白石, 山口, 田中, 葛: インタフェースボードの割込みを処理するためのシステムのモデル化とデッドロックの検出, 2001年IEEE広島学生シンポジウム論文集, pp.75-78, 2001.