

地理的制約を考慮した並行計算

安藤敏彦, 高橋薫, 加藤靖
仙台電波高専

〒 989-31 仙台市青葉区上愛子字北原 1 番地
E-mail : {tando,kato}@info.sendai-ct.ac.jp,
 kaoru@cc.sendai-ct.ac.jp
Tel. : 022-392-4761
FAX. : 022-392-3359

ネットワーク構造が動的に変化するシステムをモデル化するのに π 計算などの並行計算が有効である。しかし、これらの並行計算では、現在の移動通信システムや移動計算システムを記述するには不十分である。それは、移動通信システムが周波数再利用のため地域分割による通信の局所化を行っているのに対し、 π 計算等のモデルでは通信は大局的に行うと考えているからである。本研究では、地理的な条件に対するコミュニケーション可能性を場の概念の導入によりモデル化した。これによって、セルラーシステムを採用している移動通信システムなどを記述することが可能になる。

Concurrent Calculus with Geographical Constraints

Toshihiko ANDO, Kaoru TAKAHASHI and Yasushi KATO
Sendai National College of Technology

1, Kitahara, Kamiyashi, Aoba-ku, Sendai, 989-31 JAPAN

Use of concurrent calculi is one of the most effective approaches to model concurrent systems with network structures changeable dynamically. Such calculi, however, could not be sufficient to model mobile telecommunication systems or mobile computing systems. Because it is considered that communication between processes is global in the model of concurrent calculus, such as π calculus. We introduce the concept of a field to express geographical constraints for modeling local communication in this paper. A concurrent calculus with a field can be useful to describe mobile telecommunication systems.

1 はじめに

今日、移動通信や移動計算の普及でパーソナルコンピュータ環境が整いつつある。各端末は無線の利用によって自由に移動しながらネットワークに接続することができ、「いつでも、どこでも」必要な情報サービスを受けることができる時代も近づいている。

これらの基盤となる移動通信では周波数帯の利用率を高めるために、セルラー方式やPHSに見られるように、無線電力を低めてその分だけ無線基地局を多く配置して周波数の空間的な再利用を行っている[1]。1つの基地局の移動局との交信可能領域をセルと言うが、移動局がどの位置にいるかを示す移動登録や、移動局のセル間の移動に対する追跡が移動通信における重要な技術である。移動通信を含めたネットワークが有線だけからなるネットワークと根本的に異なるのは、ネットワークのトポロジーが動的に変化する点である。このようなネットワークの動的変化を記述するために、 π 計算[2, 3]が考案されている。 π 計算はプロセス名を値として渡すことが可能なプロセス計算で、それによりプロセス間の動的なリンクを表現できる。けれども、実際の移動通信では上に述べたようにセルラー方式をとっており、移動局と基地局の間の通信は局所的である。 π 計算ではプロセス間の通信はグローバルであるので、セルラー方式を表現するには工夫が必要である。

本研究では、形式的手法を用いて移動通信システムの適切な設計・運用を支援するために、地理的制約を考慮した並行計算を提案する。セルラー方式に見られる通信の局所性を表現するために“場”の概念を導入し、プロセス動作に対する制約を表現する。場はOSI(Open Systems Interconnection)[4]参照モデルの第3層(ネットワーク層)以下に相当し、プロセスが存在する地点の間の通信可能関係をモデル化したものである。一般に、 π 計算などの並行計算で表現できるのはOSI参照モデルの第4層(トランスポート層)以上であるので、場の上にはどの並行計算モデルも載るものと考えられる。本研究では、場の上に π 計算モデルを載せることによって、 π 計算を拡張する。

以下、2節で場の定義を与え、3節では場による π 計算モデルの拡張 πF を定義する。4節では πF における等価性を検討する。そして、この計算モデルによる移動通信の記述例を5節に示す。最後に6節で

本論文をまとめる。

2 場

プロセスが、それらの置かれた環境の地理的制約によって動作に影響を受ける様子を調べるために、地理的制約を場として表現する。場とはコミュニケーション可能な地点間の関係を明記したものである。

定義 1 場

場 \mathcal{F} は3項組 $\langle PI, RP, MV \rangle$ として定義される。ここで、 PI はプロセスが存在し得る“場所”の集合、 $RP \subseteq PI \times PI$ は“道”の集合、 $MV \subset Proc \times PI \times 2^{PI}$ は各プロセスの現在の場所から移動可能な場所である。ただし、 $Proc$ はプロセス全体の集合、 2^{PI} は PI のべき集合。道はコミュニケーション可能な場所の組であり、値の送られる方向を示す。また、 $(P, \omega, U) \in MV$ ならば、 $U = movable(P, \omega)$ とも書く。□

以下に、場の例を示す。

例 1

$$\mathcal{F}_1 = \langle PI, RP, MV \rangle$$

$$PI = \{1, 2, 3, 4\}$$

$$RP = \{(1, 4), (4, 1), (1, 2), (2, 1), (2, 3), (3, 2)\}$$

$$MV = \{(R, 4, \{3\})\}$$

これをグラフに表現すると、図1のようになる。この例では、場所‘1’にあるプロセスは、‘4’にあるプロセスとコミュニケーションできるが、‘3’にあるプロセスとはコミュニケーションできない。プロセス P, Q はそれぞれ移動できないが、 R は‘4’から‘3’へ移動できる。

注意 1 場は有限の場所集合だけでなく、無限集合も扱える。例えば、 $PI = \mathbf{R} \times \mathbf{R}$ (\mathbf{R} は実数全体の集合)のとき、 $RP = \{(x_1, x_2) \mid |x_1 - x_2| < r\}$ とすれば、2次元平面内で距離 r 内にある場所はコミュニケーション可能とすることができる。

3 場を付加した並行計算 πF

通常の並行計算では、プロセス間のコミュニケーションはグローバル、すなわち、任意のプロセスの間

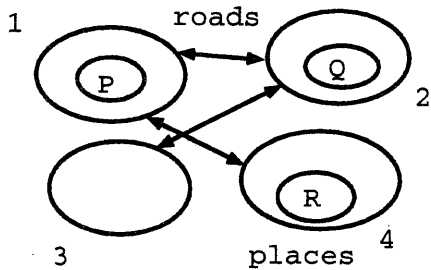


図 1: 場の例

でコミュニケーションが可能である。ところが、実際の通信システムでは、媒体の非信頼性、ネットワークのトポロジー、障害発生によるトポロジーの変化などによってその動作が制約を受けることが多い。そのような制約下での動作を記述するため、前節で定義した場を並行計算に付加することによって並行計算を拡張する。

本研究では、以下の前提の下で場の導入を行う。
[前提]

1. プロセスの動作は環境から影響を受ける。
2. 環境はプロセスから影響を受けない。 □

一般に、あるシステムの動作環境（たとえば、そのユーザ）もシステムから影響を受けて状態が変化すると考えられるが、本研究では環境をネットワークに関するもの限定し、プロセスによる環境の変化は小さいとしている。

以下では、場を並行計算に付加する例として π 計算（特に poliadic π 計算）[2]を扱い、この拡張を πF と呼ぶ。上記前提に従い πF を規定するために、 π 計算のプロセスに場をパラメータとして付加した形で πF 式を構成する。もし、プロセスからの場の影響を考慮するならば場もプロセスとして表現されるべきであるが、影響を受けないとしているので簡単にパラメータとしての表現を選んだ。そのパラメータによって導出規則の適用を制限する。

定義 2 πF の構文

πF の構文は以下のように定義される。

通常プロセス : $N ::= a.A \mid 0 \mid N + N'$
 プロセス : $P ::= N \mid P \mid Q \mid !P$
 アブストラクション : $F ::= P \mid (\lambda x)F$
 コンクリーション : $C ::= P \mid [x]C.$
 エージェント : $A ::= F \mid C$
 レイバー : $L ::= \{P\}_\omega \mid L_1 \mid L_2 \mid (\nu x)L$
 ただし、 $a \in Loc = \{x, \bar{x} \mid x \text{ はロケーション (ゲート) 名}\}$, 0 は停止, N' は通常プロセス, Q はプロセス, L_1, L_2 はレイバーである。 □

本研究では π プロセスに場所をパラメータとして付加したものをレイバーと呼び、レイバーの動作を考える。ロケーションとはコミュニケーションの発生する窓口である。上の定義で、 $(\nu x)L$ は L に現われるロケーション名 x を隠蔽することを意味する。また、 $(\lambda x)F, [x]C$ はそれぞれ値 x の受信、送信を意味する。

定義 3 πF の合同関係

πF のプロセス（エージェント）およびレイバーの合同関係 \equiv は以下の規則により与えられる。

1. 束縛名だけが異なるプロセス（レイバー）は合同である。
2. 通常プロセス全体を \mathcal{N} とする。 $(\mathcal{N} / \equiv, +, 0)$ は対称モノイドである。
3. プロセス全体を \mathcal{P} とする。 $(\mathcal{P} / \equiv, \mid, 0)$ は対称モノイドである。
4. $!P \equiv P \mid P$
5. $(\nu x)\{0\}_\omega \equiv \{0\}_\omega, (\nu x)(\nu y)L \equiv (\nu y)(\nu x)L$
6. レイバー全体を \mathcal{L} とする。 $(\mathcal{L} / \equiv, \mid, 0)$ は対称モノイドである。
7. レイバー L に現われる自由名全体の集合を $fn(L)$ で表わす。 $x \notin fn(L_1)$ ならば、 $(\nu x)(L_1 \mid L_2) \equiv L_1 \mid (\nu x)L_2$ □

次に、レイバーの動作を決定するための導出規則を定義する。

定義 4 πF の導出規則

C をコンクリーション、 F_2, \dots, F_n をアブストラクション、 x, \bar{x} をロケーション、 L, L', M をレイバー、

P, P', Q, Q' をプロセス, $\omega, \omega_1, \dots, \omega_n$ を場所とする. πF 式の導出関係 \rightarrow は以下のように定義される.

$$\text{COMM} : \frac{(\omega_1, \omega_2), \dots, (\omega_1, \omega_n) \in RP}{\{+\bar{x}.C\}_{\omega_1} | \{+x.F_2\}_{\omega_2} \cdots | \{+x.F_n\}_{\omega_n} \rightarrow \{C\}_{\omega_1} \bullet (\{F_2\}_{\omega_2} \cdots | \{F_n\}_{\omega_n})}$$

$$\text{PAR} : \frac{L \rightarrow L'}{L|M \rightarrow L'|M}$$

$$\text{RES} : \frac{L \rightarrow L'}{(\nu x)L \rightarrow (\nu x)L'}$$

$$\text{STRUCT} : \frac{Q \equiv P, P \rightarrow P', P' \equiv Q'}{Q \rightarrow Q'}$$

$$\text{MOVE} : \frac{\omega' \in \text{movable}(P, \omega)}{\{P\}_{\omega} | \cdots \rightarrow \{P\}_{\omega'} | \cdots}$$

ただし, COMM において, $C \stackrel{\text{def}}{=} [v]P$, $F \stackrel{\text{def}}{=} (\lambda u)Q$ (u と v とは個数の一致した名前列) であり, $\{C\}_{\omega_1} \bullet \{F\}_{\omega_2}$ は $\{P\}_{\omega_1} | \{Q(v/u)\}_{\omega_2}$ を意味する. $Q(v/u)$ は, Q に現れる u 内の名前をそれに対応する v 内の名前で置換したものである. \square

注意 2 一度に複数の導出が可能なる場合, その中の一つを選択する. 各導出規則の間に優先関係はないものとする.

以下に πF レイバーの動作の簡単な例を示す.

例 2 例 1 の場 \mathcal{F}_1 の上で, プロセス P, Q, R が各々次のように定義されているものとする.

$$\begin{aligned} P &\stackrel{\text{def}}{=} \bar{a}. [b]P' \\ Q &\stackrel{\text{def}}{=} a. (\lambda x)\bar{x}. Q' \\ R &\stackrel{\text{def}}{=} b. R' \end{aligned}$$

このとき, 次のレイバーは以下の動作を行い得る.

$$\begin{aligned} &\{\bar{a}. [b]P'\}_1 | \{a. (\lambda x)\bar{x}. Q'\}_2 | \{b. R'\}_4 \\ \rightarrow &\{P'\}_1 \bullet \{\bar{b}. Q'\}_2 | \{b. R'\}_4 && (\text{COMM}) \\ \rightarrow &\{P'\}_1 \bullet \{\bar{b}. Q'\}_2 | \{b. R'\}_3 && (\text{MOVE}) \\ \rightarrow &\{P'\}_1 \bullet \{Q'\}_2 \bullet \{R'\}_3 && (\text{COMM}) \end{aligned}$$

この動作の初期状態と最終状態を図 2 に示す. 初期状態では, P と Q は直接コミュニケーションでき, ロケーション a において P は値として名前 b を Q に渡す. その後, Q に現れる x は b に置き換えられ, Q は $\bar{b}. Q'$ となる. Q と R はそれぞれ '2', '4' にいたのでは直接コミュニケーションできないが, R が '4' から '3' に移動することでコミュニケーション可能になる.

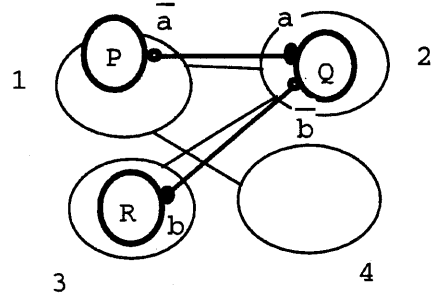
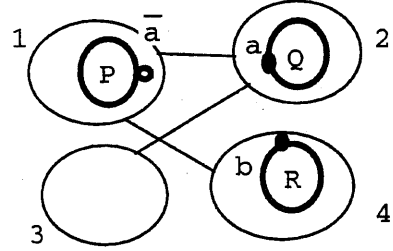


図 2: レイバーの動作例 (道の矢印は省略している)

4 πF における等価性

場が異なれば, 同じプロセスでも異なる動作をする可能性がある. あるシステムにおいて, 何らかの事情でネットワークの構造が変化しても, 元の動作と等価な動作をすることが望ましい. そこで本節では, レイバーの動作に関する等価性を定義する. プロセスはロケーションにおいてコミュニケーションを行うので, ロケーションに注目して等価性を考える.

まず, レイバーの動作を木として表現する.

定義 5 導出関係の表記

L, L' をレイバーとする. 導出規則によって L から L' が導出できるとき, 以下のように表記する.

- COMM の場合

$L = \{x. F\}_{\omega_1} | \{\bar{x}. C\}_{\omega_2}$ のとき, $L \xrightarrow{x} L'$ と表記する.

- MOVE の場合

$L \xrightarrow{i} L'$ と表記する.

- RES の場合

$L = (\nu x)\{y. F\}_{\omega_1} \{\bar{y}. C\}_{\omega_2}$ とする. $y \neq x$ ならば, $L \xrightarrow{y} L'$ と表記する. $y = x$ ならば, $L \xrightarrow{i} L'$ と表記する.

• *PAR, STRUCT* の場合

COMM, MOVE, RES のいずれかの場合に帰着する. □

定義 6 導出木

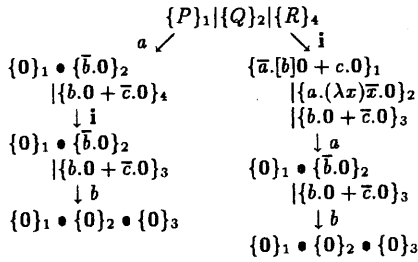
L をレイバーとする. L の導出木 *Tree* は 3 項組 $\langle Lab, Red, L \rangle$ として定義される. *Lab* は L から有限回の導出規則の適用で導出可能なレイバー全体の集合, *Red* ($\subset Lab \times (Loc \cup \{i\}) \times Lab$) は L から派生する導出関係の全体である. □

導出木の例を示す.

例 3 例 1 の場 \mathcal{F}_1 の上で, プロセス P, Q, R を次のように与える.

$$\begin{aligned} P &\stackrel{\text{def}}{=} \bar{a}. [b]0 + c. 0 \\ Q &\stackrel{\text{def}}{=} a. (\lambda x)\bar{x}. 0 \\ R &\stackrel{\text{def}}{=} b. 0 + \bar{c}. 0 \end{aligned}$$

このとき, レイバー $\{P\}_1 \mid \{Q\}_2 \mid \{R\}_4$ の導出木 (*Tree*₁ とする) は以下の通りである.



一般に, *MOVE* による導出のため枝が非常に多くなり, 導出木を図示することは困難である.

次に, 2 つの導出木を比較するため, 双模倣関係を定義する.

定義 7 双模倣関係

$Tree_1 = \langle Lab_1, Red_1, L_{01} \rangle$, $Tree_2 = \langle Lab_2, Red_2, L_{02} \rangle$ が与えられているものとする. $L_1 \in Lab_1$, $L_2 \in Lab_2$ に対し, 以下の条件が満足されるならば, $L_1 \approx L_2$ であるという.

- 1) 任意のロケーション名 x に対し, $L_1 \xrightarrow{(\bar{i})^*} \bar{x} \xrightarrow{(\bar{i})^*} L'_1$ なる L'_1 が存在するならば, $L_2 \xrightarrow{(\bar{i})^*} \bar{x} \xrightarrow{(\bar{i})^*} L'_2$ かつ $L'_1 \approx L'_2$ なる L'_2 が存在する.
- 2) 任意のロケーション名 x に対し, $L_2 \xrightarrow{(\bar{i})^*} \bar{x} \xrightarrow{(\bar{i})^*} L'_2$ なる L'_2 が存在するならば, $L_1 \xrightarrow{(\bar{i})^*} \bar{x} \xrightarrow{(\bar{i})^*} L'_1$ かつ $L'_1 \approx L'_2$ なる L'_1 が存在する.

特に, $L_{01} \approx L_{02}$ のとき, $Tree_1$ と $Tree_2$ は双模倣関係にあると言い, $Tree_1 \approx Tree_2$ と書く. □

この双模倣関係は π 計算のそれとは直接比較はできないが ([2]), 導出関係として *MOVE* による導出を含んでいるので, π 計算の双模倣関係より弱い関係にあると考えられる.

一般に同じプロセスが与えられていても, 異なった場の上では異なる動作をする. 例 3 で与えたプロセス P, Q, R を次の 2 つの場 $\mathcal{F}_2, \mathcal{F}_3$ の上に置いた場合の導出木 $Tree_2, Tree_3$ を示す.

$$\begin{aligned} \mathcal{F}_2 &= \langle Pl_2, RP_2, MV_2 \rangle \\ Pl_2 &= \{1, 2, 3\} \\ RP_2 &= \{(1, 2), (2, 1)\} \\ MV_2 &= \{(R, 3, \{1\})\} \end{aligned}$$

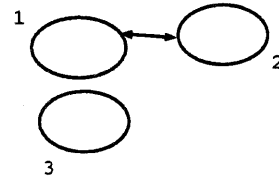


図 3: 場 \mathcal{F}_2

$$\begin{aligned} \mathcal{F}_3 &= \langle Pl_3, RP_3, MV_3 \rangle \\ Pl_3 &= \{1, 2, 3\} \\ RP_3 &= \{(1, 3), (3, 1), (2, 3), (3, 2)\} \\ MV_3 &= \emptyset \end{aligned}$$

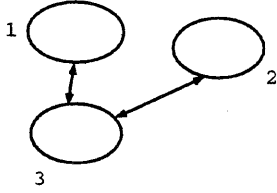
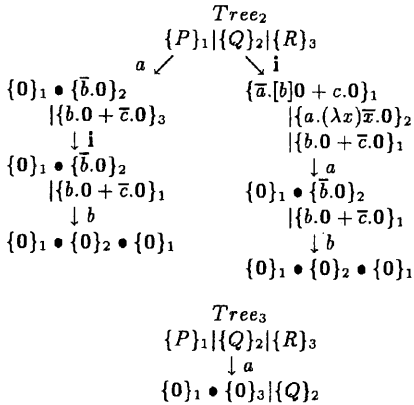


図4: 場 \mathcal{F}_3



($Tree_3$ において, $\{Q\}_2 | \{R\}_3 \equiv \{R\}_3 | \{Q\}_2$ であることに注意されたい.)

この場合, $Tree_1 \approx Tree_2$ であるが, $Tree_1 \not\approx Tree_3$ である. この例に見られるように, あるシステムがネットワークの構造を変えても元の動作を保つには, ここで定義した双模倣関係などの等価関係をネットワーク構造の変化の前後で保つことが必要である.

5 πF の移動通信システム記述への応用

移動通信において, 固定局と移動局とが通信を行う場合を πF で記述する. 固定局 (Home) は中継局 (Station) を経て基地局 ($Base_i, i = 1, 2, 3$) と有線で接続され, 基地局は無線によってセル (cell) 内の移動局 (Car) と通信を行う (図4). この場合, 場 \mathcal{F} は次のように表現できる.

$$\begin{aligned} \mathcal{F} &= \langle PI, RP, MV \rangle \\ PI &= \{h, s, c_1, c_2, c_3\} \\ RP &= \{(h, s), (s, h), (s, c_1), (c_1, s), (s, c_2), \end{aligned}$$

$$\begin{aligned} & (c_2, s), (s, c_3), (c_3, s)\} \cup Self(PI) \\ MV &= \{(Car, c_1, \{c_2, c_3\}), \\ & (Car, c_2, \{c_1, c_3\}), \\ & (Car, c_3, \{c_1, c_2\})\} \end{aligned}$$

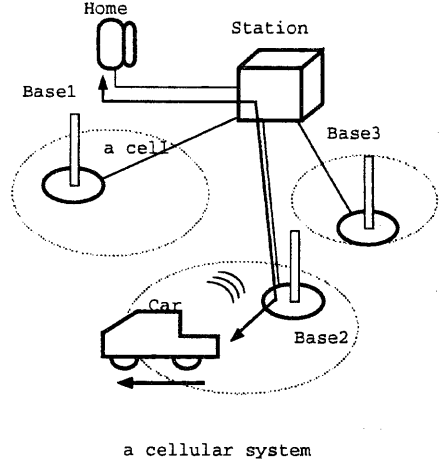


図5: 移動通信システムの例

この場は図6のようにグラフによっても表現できる. ここで, $h, s, c_i (i = 1, 2, 3)$ はそれぞれ固定局, 中継局, セルの位置する場所である. また, $Self(PI) = \{(p, p) | p \in PI\}$ である. プロセスの移動可能性を示す MV は, プロセス $Home, Station, Base_i (i = 1, 2, 3)$ は移動しないのに対し, Car はセル $c_i (i = 1, 2, 3)$ の間を自由に移動できることを表現している.

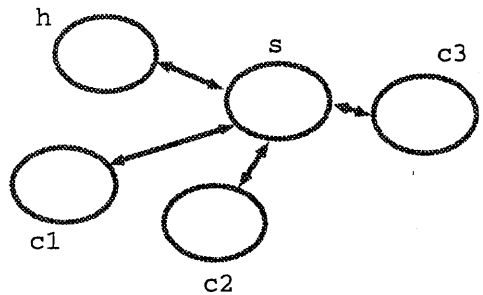


図6: 移動通信における場のグラフ表現

プロセス $Home(n), Station, Base_i (i = 1, 2, 3), Car$ を次のように与える.

$Home(n) \stackrel{\text{def}}{=} \overline{\text{call}}. [n]. \overline{\text{CallingHome}}(n)$
 $Station \stackrel{\text{def}}{=} \text{call}. (\lambda n) \overline{\text{search}}. [n]. \overline{\text{SearchingStation}}$
 $Base_i \stackrel{\text{def}}{=} \text{search}. (\lambda n) \overline{n}. \overline{\text{RelayingBase}_i}$
 $Car \stackrel{\text{def}}{=} \text{num}. \overline{\text{ReceivingCar}}$

上のプロセスは次の動作を表現したものである。固定局 ($Home$) から番号 num を持つ移動局 (Car) を呼び出すとき、まず、中継局 ($Station$) につながり、中継局は一斉呼び出しを行い、セル内に移動局が位置する基地局 ($Base_i$) が移動局と交信することによって、固定局から移動局までのコネクションを確立する。

これらのプロセスが 図7 に示すように、初期状態において $Home(num)$ が 'h' に、 $Station$ が 's' に、 $Base_i$ が 'c_i' に、 Car が 'c₁' にそれぞれ位置するものとする。すなわち、

$Call(num) \stackrel{\text{def}}{=} \{Home(num)\}_h \mid \{Station\}_s$
 $\mid \{Base_1\}_{c_1} \mid \{Base_2\}_{c_2} \mid \{Base_3\}_{c_3}$
 $\mid \{Car\}_{c_1}$

レイバー $Call(num)$ は以下のような動作が可能である。この導出系列によってコネクション確立状態が導出可能である。

$Call(num) \rightarrow \{CallingHome(num)\}_h$
 $\bullet \{search.[num].\overline{\text{SearchingStation}}\}_s$
 $\mid \{search.(\lambda n) \overline{n}. \overline{\text{RelayingBase}_1}\}_{c_1}$
 $\mid \{search.(\lambda n) \overline{n}. \overline{\text{RelayingBase}_2}\}_{c_2}$
 $\mid \{search.(\lambda n) \overline{n}. \overline{\text{RelayingBase}_3}\}_{c_3}$
 $\mid \{Car\}_{c_1} \quad (\text{COMM})$

$\rightarrow \{CallingHome(num)\}_h$
 $\bullet \{SearchingStation\}_s$
 $\bullet (\{\overline{num}. \overline{\text{RelayingBase}_1}\}_{c_1}$
 $\mid \{\overline{num}. \overline{\text{RelayingBase}_2}\}_{c_2}$
 $\mid \{\overline{num}. \overline{\text{RelayingBase}_3}\}_{c_3})$
 $\mid \{Car\}_{c_1} \quad (\text{COMM})$

$\rightarrow \{CallingHome(num)\}_h$
 $\bullet \{SearchingStation\}_s$
 $\bullet (\{\overline{num}. \overline{\text{RelayingBase}_1}\}_{c_1}$
 $\mid \{\overline{num}. \overline{\text{RelayingBase}_2}\}_{c_2}$
 $\mid \{\overline{num}. \overline{\text{RelayingBase}_3}\}_{c_3})$
 $\mid \{num. \overline{\text{ReceivingCar}}\}_{c_2} \quad (\text{MOVE})$

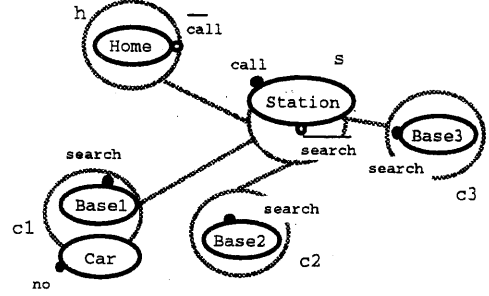


図7: 固定局 $Home$ から番号 num を持つ移動局 Car への呼び出し $Comm(num)$

$\rightarrow \{CallingHome(num)\}_h$
 $\bullet \{SearchingStation\}_s$
 $\bullet (\{\overline{num}. \overline{\text{RelayingBase}_1}\}_{c_1}$
 $\mid \{\overline{num}. \overline{\text{RelayingBase}_2}\}_{c_2}$
 $\mid \{\overline{num}. \overline{\text{RelayingBase}_3}\}_{c_3})$
 $\bullet \{ReceivingCar\}_{c_2} \quad (\text{COMM})$

コネクションが確立した状態は 図8 のようになる。

上で見るように、場を用いることによって、移動するプロセスのコミュニケーションを簡潔に表現することができる。移動局が持つ番号自体はこの移動通信システムにおいて大局的であるが、地理的な制約を設けることによって、移動局と交信できる基地局を特定できる。

この例において、ある基地局に事故が起こり中継局との回線が切断されてしまった場合、このシステムはどのような動作をするだろうか。例えば、'c₂' と 's' の間の道を除いた場合、 $Call(num)$ の動作はどのようなのであろうか。この場合、詳細は割愛するが、

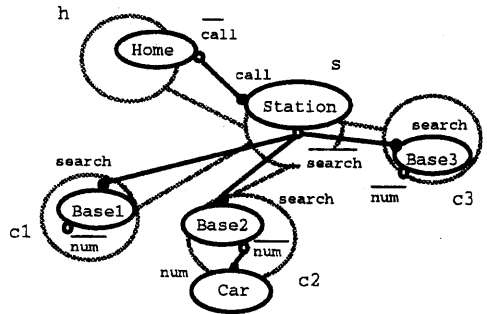


図8: 移動通信におけるコネクション確立状態

プロセス Car の ' c_1 ' あるいは ' c_3 ' への移動により、 Car と $Base_1$ あるいは $Base_3$ とのコミュニケーションが行なわれる。これらのコミュニケーションはどちらもロケーション num で行なわれるので、元の導出木と等価な導出木が得られる。従って、基地局が全部失われぬ限りは、元のシステムと等価な動作が可能である。この等価性はネットワーク構造を隠蔽して比較した等価性と考えることができ、通信プロトコルとして考えれば OSI 参照モデルの第 4 層以上の動作を比較していると言える。現在のセルラー方式や PHS では移動局が一度通話範囲から出てしまうとコネクションは切断されるので、その点から見れば、等価であるという結果はあまり現実的とは言えない。しかし、それはあくまで実装レベルの問題であり、移動局の失踪時の情報を保存することによって解決すると思われる。従って、仕様レベルとして考えれば、 $Base_2$ の事故前後の動作は等価とみなして差し支えない。すなわち、このシステムは基地局の一部に事故があってもそれを補償できると考えられる。

6 おわりに

本研究では地理的制約を場として表現し、 π 計算に場を導入することによって πF を構成した。 πF を用いたことで、移动通信など、コミュニケーションが局所的でネットワーク構造が動的に変化するようなシステムを記述することができた。コミュニケーションの局所性を明記することで、ネットワーク構造の変化に対応するシステム動作の変化を明確にすることができると思われる。現在、場の構造とプロセスの振舞いとの関係はまだ調べていないが、一般に、簡単な場やプロセスの場合でも動作が複雑になるので、シミュレータを用いた方法が有効だと思われる。

コミュニケーションの局所性は、形式記述技法 LOTOS の拡張版の 1 つである M-LOTOS[5] でも議論されている。M-LOTOS では、コミュニケーションできるゲートを制限する restrict 構文を導入することで局所性を表現しようとしている。一方、本研究では、M-LOTOS のゲートに相当するロケーションはプロセスに付随し、場所には依存しないと考えている。局所性の表現については、場による表現の方が簡潔になる。

本研究で導入した双模倣性はロケーションで行な

われるイベントの外部観測性を基にしている。上で述べたように、ロケーションは場所とは独立していると考えている。従って、5 節で見たように、双模倣等価性の対象は OSI 参照モデル第 4 層以上での動作に他ならない。現実の移动通信の場合には事故があってもどの場所でも通話ができることが望ましい。そのような場所に関する性質を扱うには、場所を含めた等価性を考えることが必要である。

今回、ロケーション隠蔽演算子 ρ にあまり触れなかったが、これはレイバの階層化に有力である。双模倣等価性を保存しながら構造を詳細化する手法は、並行計算だけでなく、ソフトウェア開発における多くの形式的手法に馴染み深いが、 πF においても同様の手法が行なえると思われる。今後、いくつかの等価性に基いた設計法を検討する予定である。

参考文献

- [1] 服部武, 花田恵太郎, 古谷之綱, 正木勝: モービルパーソナルインテリジェンス, 共立出版, 1996.
- [2] Milner, R.: The polyadic π -calculus: a tutorial, *Technical Report ECS - LFCS - 91 - 180*, Labo. for Foundations of Comp. Sci., Dept. Comp.Sci., Univ. Edinburgh, UK, 1991.
- [3] 吉田展子, 久保誠, 本田耕平: π -計算とその周辺, 情報処理, Vol.37, No.4, pp.319-326, 1996.
- [4] ISO/IEC 8072: *Information Processing Systems - Open Systems Interconnection - Connection Oriented Transport Protocol Specification*, 1988.
- [5] ISO/IEC JTC1/SC21: *Working Draft on E-LOTOS. Enhancements to LOTOS*, 1994.