人 工 知 能 89−11
（1993. 8. 18）

力学に基づく分散的論理推論

橋田 浩一 電子技術総合研究所
宮田 高志 東京大学 理学部情報科学科
長尾 確 ソニーコンピュータサイエンス研究所

多様な情報の流れを実際的な設計の複雑性の範囲内で実現するために、情報の流れを捨象した設計としての制約を考える。さらに、頑健性や文脈依存性を達成するために、制約の違反の程度をポテンシャル・エネルギーによって計量し、そこから導かれる力学を用いて情報処理を制御する計算アーキテクチャを論ずる。たいていのエネルギー関数の下では、力学的相互作用が推論の長さに応じて過度に減衰してしまうので、「正しい」エネルギー関数が満たすべき要件として、局所的な情報処理を組み合わせて大域的な推論を並列分散的に行なえるということが重要である。制約の各部の局所的な状態の間の方程式の組合せによって融合 (resolution) の大域的な意味を力学的にとらえ、その方程式を近似的に成立させるエネルギーを与えることにより、明示的に大域的な処理を行わずに多段の推論を実現する方法を示す。

Dynamics-Based Distributed Logical Inference

HASIDA Kôiti
Electrotechnical Laboratory
1-1-4 Umezono, Tukuba
Ibaraki 305, Japan
hasida@etl.go.jp

MIYATA Takashi
University of Tokyo
7-3-1 Hongo, Bunkyo-ku,
Tokyo 113, Japan
mya-u@is.s.u-tokyo.ac.jp

NAGAO Katashi
Sony Computer Science Lab. Inc.
3-14-13 Higashi-gotanda,
Shinagawa-ku, Tokyo 141, Japan
nagao@csl.sony.co.jp

A notion of constraint is proposed as a design abstracted away from information flow, in order to implement diverse flow of information within a practical design complexity. To capture robustness, context-sensitivity, etc., the degree of violation of constraint is measured in terms of potential energy, and information processing is controlled by the resultant dynamics. Since with most energy functions dynamical interaction tends to dump too drastically along inference distance, an important criterion of a 'right' energy function is that it enables long-distance inferences in a parallel distributed manner as combinations of local information processing. The global semantics of resolution is captured in dynamics with equations among local states of parts of constraint, and long-distance inferences are realized without recourse to global symbolic computation, by approximating those equations in terms of energy functions.

1 はじめに

認知主体の行為に反映される情報は、世界の中の情報のうちの非常に小さな一部に過ぎないから、世界の広い範囲に適応するためには、認知主体が利用する世界の情報は状況ごとに大きく変動しなければならない。こうして、認知過程における情報の流れは極めて多様なものとなるから、人工知能においては、情報の流れを具体的に明示する伝統的な設計法は破綻する。多様な情報の流れを実際的な設計の複雑性の範囲内で実現するには、情報の流れを捨象した設計法としての**制約** (constraint) が有効である。

1 階論理程度の記述力を持つ記号体系が、制約の記述言語として必要であろう。しかし、記号論理には、頑健性や文脈依存性の欠如、実際的計算不能性、曖昧性などの致命的な難点がある。文脈依存性に関しては非単調論理などの提案があるが、そこで用いられている手法は頑健性や実際的計算可能性をもたらすものではない。これらの難点はすべて、制約の充足 / 違反 (部分モデルの優劣) を非常に大雑把 (普通は 2 通り) にしか区別しない意味論から生じており、本質的に同一のものであるから、統一的に解決されなければならない (橋田 松原 1993)。

そこで、制約に関する違反の程度を実数値の**ポテンシャルエネルギー** (potential energy) として文脈に依存する形で肌理細かく分類し、そこから生ずる力学に基づいて情報処理を制御する、計算アーキテクチャを考える。これを**力学的制約** (dynamical constraint) と呼ぶ。まず、制約の記号的構造として節形式の論理プログラムを考え、この制約に関する違反の程度をポテンシャルエネルギーで表現することにより、ファジーな宣言的意味を与える。エネルギーの勾配 (gradient) として力の場が生じ、さらにその力の場から制約の各部分の**重要性** (importance) が力学的な量として定義され、これらに基づいて、記号推論や行為を含む情報処理を制御することができる。

エネルギー関数の候補は無数にあるが、そのうちのどれが「正しい」エネルギーであるかはまだわからない。学習によってエネルギー関数のパラメタを調節することは可能だろうが、関数形はパラメタ学習によって影響されないから、関数形の妥当性について、何らかの先験的な規準が必要である。そこで本稿では、正しいエネルギーのひとつの重要な規準として、大域的な記号推論に相当する情報処理が行なえる、という要件を特に考える。Hasida (1992), Hasida et al. (1993), Nagao et al. (1993) において用いたエネルギー関数の下では、力学的相互作用が制約ネットワーク上の距離に応じてあまりにも急激に減衰してしまうため、多段の論理的推論を扱えなかった。本稿では、多段の演繹およびアブダクションを局所的な力学的相互作用の積み重ねによって実現する力学系を提案する。

以下ではまず、第 2 節で制約の記号的構造について述べ、次に第 3 節においてエネルギー関数を導入する。第 4 節ではエネルギー関数の係数の調節としてのアナログ的な推論について、第 5 節では節の複製などの記号計算と行為の制御について論ずる。

2 制約ネットワーク

制約は、**節** (clauses) の集合である。節は、**リテラル** (literals) の排他的選言である。リテラルは、前に符号の付いた**要素制約** (atomic constraint) である。要素制約とは、p(X,Y,Z) のような**要素式** (atomic formula)、および X=f(Y) のような**束縛** (binding) である。符号は'+'または'−'または空である。任意の要素制約 α に対し、リテラル $+\alpha$ は α を表わし、リテラル $-\alpha$ は $\neg\alpha$ を表わす。アルファベットの大文字で始まる名前は変数を表わし、他の名前は述語を表わす。節は、それが含むリテラルを並べて最後にピリオドを置くことによって表記する。リテラルの順序に意味はない。また、束縛は要素制約の引数に埋め込んで書いてもよい。したがって、下の (1) と (2) は同一の節を表わし、その意味は非常に大雑把には (3) である。

(1) −p(U,Y) +q(Z) −U=f(X) −X=Z.

(2) +q(Z) −p(f(Z),Y).

(3) $\forall U,X,Y\,\{\neg p(U,Y) \vee q(X) \vee U \neq f(X)\}$

符合が空であるリテラルはそれを含む節の**頭部** (head) と呼ばれる。頭部を持つ節を、頭部の述語の**定義節** (definition clause) と言う。近似的には、そうした述語の意味はその定義節から完備化を用いて得られる必要十分条件によって定義される。たとえば、もしも述語 p の定義節が (4) の 2 個だとすると、p の意味は大体 (5) のように定義される。

(4) p(X) −q(X,a). p(f(X)) −r(X).

(5) $\forall A\{p(A) \Leftrightarrow \{q(A,a) \vee \exists X(A = f(X) \wedge r(X))\}\}$

定義節を持つ述語を**定義述語** (defined predicate) と言い、他の述語を**自由述語** (free predicate) と言う。

0 引数述語 true の定義節を**先頭節** (top clause) と言う[1]。先頭節はトップレベルの仮説を表わす。たとえば (6) はトップレベルの仮説 (7) を表わす。

(6) true −p(X) +q(X,Y).

(7) $\exists X, Y\{p(X) \wedge \neg q(X,Y)\}$

計算は、トップレベルの仮説をよりよく説明する仮説を構築してゆく作業である。計算の進行に伴い、特に、外界との相互作用が生じてシステムと外界の間の情報の境界が変化したときに、先頭節は変化する。これは、先頭節全体はシステムを含む世界の中にあって、その一部がシステムの内部構造に反映されており、システムの内部構造が世界のどの部分を占めるかが文脈に応じて変動する、ということである。

制約はネットワークと見なすことができる。たとえば、

(a) +true.

(b) true −p(A) +p(B).

(c) true −q(B,C).

(d) +p(X) −r(X,Y).

という制約は図 1 のようなネットワークである。こ

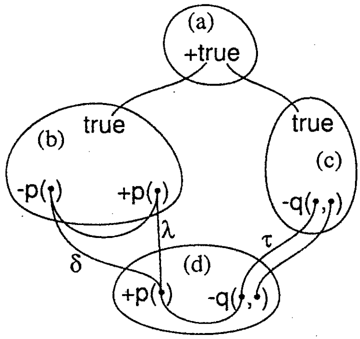

図 1: 制約ネットワーク

のようなネットワーク表現においては、節はその中のリテラルを含む閉領域である。'•' は要素制約の引数を表わす。ひとつの節において (複数個の) 要素制約の複数個の引数として現われる項は、それらの引数を端点とする超辺 (hyperlink) と見なされる。

[1]先頭節は Prolog の問合せに相当する。ただし、Prolog ではここで true ではなく false を用いる。

制約ネットワークの各部分をそのインスタンスの集合と見なす。たとえば、要素制約はそのインスタンスである要素命題の集合である。2 つの要素制約が単一化可能ならば、特に断わらない限り、それらは同一の述語を持ち、それらの積集合は空でない可能性があるとする。また、定義述語を持つ 2 つの要素制約が単一化可能なのは、一方だけが頭部である場合に限る。たとえば、(b) と (c) の 2 つの true は単一化不能である。2 つのリテラルが単一化可能なのは、それらの要素制約が単一化可能な場合とする。ネットワーク表現では、2 つの要素制約が単一化可能であることを両者の間の結線で表わす。これを**単一化結線** (unification link) と言う。単一化結線は、2 つの要素式の対応する引数同士を結ぶ等式を含むとする。本稿では、それ以外の等式は考えない。

3 力学としての意味

各要素制約 α は**活性値** (activation value) x_α を持つ[2]。x_α は $0 < x_\alpha < 1$ なる実数であり、α の真理値を表わす。0 は偽、1 は真に対応する。各要素制約 α に対し、$x_{+\alpha} = x_\alpha$ および $x_{-\alpha} = 1 - x_\alpha$ によって、リテラルの活性値を定義する。制約ネットワーク全体の**ポテンシャル・エネルギー** (potential energy) U は、活性値の実数値関数であり、制約における違反の程度を表わす。U から**力の場** (field of force) が生じ、U が減少するようにシステムの活性状態を変化させるような力が働く。

制約ネットワーク中に n 個の異なる要素制約があり、したがって n 個の活性値 (x_1 から x_n まで) があるとすると、システムの状態は n 次元ユークリッド空間中の点 (8) であり、制約全体のポテンシャル・エネルギー U は力の場 (9) を生む。

(8) $\vec{x} = \begin{pmatrix} x_1 \\ \vdots \\ x_n \end{pmatrix}$　　(9) $\vec{F} = \begin{pmatrix} -\frac{\partial U}{\partial x_1} \\ \vdots \\ -\frac{\partial U}{\partial x_n} \end{pmatrix}$

$\vec{F}$ は**活性拡散** (spreading activation) を引き起こす。つまり、$\vec{F} \neq \vec{0}$ のとき、U を減少させる x_i の変化が制約ネットワークにおける i 番目の要素制約の周りの部分に影響を与え、そこでさらに活性値

[2]以前の定式化では等式も活性値を持ったが、本稿では等式は要素制約ではないので活性値を持たない。これは、後述のように、仮説の生成と棄却の両方を行なうためである。

の変化が引き起こされ、こうして状態変化がネットワーク上で伝播してゆき、そのうちに活性値の割り当ては $\vec{F}=\vec{0}$ となる均衡状態に収束する。こうして得られた状態 $\vec{x}$ は U の極小値を与える。つまり、与えられたエネルギー関数の下での制約の準最適な解となっている。

制約全体の宣言的意味は、いくつかの部分に分かれる。U は、そうした部分を表現する局所的なエネルギーの総和であり、制約全体の宣言的意味を定義することになる。局所的なエネルギーは、**正規化エネルギー** (normalization energy)、**選言エネルギー** (disjunction energy)、**単一化エネルギー** (unification energy)、**依存エネルギー** (dependency energy) の 4 種類である。以下でこれらについてそれぞれ説明する。

要素制約 α の正規化エネルギー E_α を、

$$E_\alpha = T\{x_\alpha \log x_\alpha + (1-x_\alpha)\log(1-x_\alpha)\}$$

で定義する。T は正定数であり、これを温度と言う。$E=U-E_\alpha$ とすると、$\frac{\partial U}{\partial x_\alpha}=0$ から

$$x_\alpha = \frac{1}{1+\exp\left(\frac{\partial E}{\partial x_\alpha}/T\right)}$$

が得られる。したがって、E_α は、x_α を $(0,1)$ 区間内に正規化する。$-\frac{\partial E}{\partial x_\alpha}$ は正規化エネルギー以外のエネルギーによって α が受ける力である。この力が正のとき、活性拡散によって x_α は 1 に近くなり、負のとき 0 に近くなる。

節の選言エネルギーは、リテラルの選言の意味(少なくともひとつのリテラルが真であること) を表わす。たとえば

(10) −p +q.

という節の選言の意味は、−p または +q が真だということである。下記の選言エネルギーはこの意味に関する違反の程度を表わす。

(11) $$Dx_{\mathsf{p}}(1-x_{\mathsf{q}})$$

D は節 (10) の持つ 1 以下の正定数であり、(10) の選言係数と言う。活性値は 0 と 1 の間の実数だから、(11) が小さいということは x_{p} または $1-x_{\mathsf{q}}$ が小さいということを意味する。こうして、q は p の興奮の強さに応じて p から興奮性の力を受け、p は q が抑制されている度合に応じて q から抑制性の力を受ける。一般に、節 Φ の選言エネルギーは下記の式とする。

$$D_\Phi \prod_\xi (1-r_\xi x_\xi)$$

ξ は Φ に含まれる各リテラルである。r_ξ は 1 以下の正定数であり、ξ の関与係数と言う。(11) はここで 2 個のリテラルの関与係数がいずれも 1 の場合に当たる。

通常の定理証明における融合 (resolution) をそのまま実行して新しい節を作ると、際限なく大きな節を作ることになり、大域的な推論を明示的に行なわなければならなくなる。これを避け、推論をなるべく局所的なものに限定するため、われわれは、融合によって新たな節を作る操作は考えず、その代わり、後述のように節をコピーする記号演算を用いる。記号的に融合をとらえることは考えないので、多段の推論の連鎖を可能にするには、融合の意味を力学的にとらえる必要がある。Hasida (1992) で提案した力学系では、単一化可能なリテラル同士の活性値を関係付けるエネルギーを用いることにより、制約ネットワーク全体にわって力学的相互作用が行なわれることを意図していたが、実際には、たかだか長さ 3 程度の節の連鎖にわたる推論しかできなかった。これは、エネルギー関数が局所的であるために、ネットワーク中での距離に応じて力学的相互作用が急激に減衰するからである。たとえ単一化すべき要素制約の活性値が等しくなったとしても、各節のエネルギーが局所的であるために、多数の節にわたる大域的な力学的相互作用は生じにくい。

そこで、大域的な力学的相互作用を可能にするため、記号的な融合と同様の効果を力学的に生じさせることを考える。たとえば、

$$\frac{\text{−p +q1.}\quad\text{−q2 +r +s.}}{\text{−p +r +s.}}$$

のような融合を考えよう。q1 と q2 は単一化可能な要素式とする。この融合を力学的にとらえるには、−p +q1. と −q2 +r +s. の選言エネルギーが −p +r +s. のそれと等しくなればよい。これにより、活性拡散においても、p、r および s には、−p +r +s. が存在する場合と同じ力が働くことになる。選言係数および関与係数をすべて 1 とすれば、3 つの節の選言エネルギーは以下の通りである。

節	選言エネルギー
−p +q1.	$(1-x_{-\mathrm{p}})(1-x_{+\mathrm{q1}})$
−p +r +s.	$(1-x_{-\mathrm{p}})(1-x_{+\mathrm{r}})(1-x_{+\mathrm{s}})$
−q2 +r +s.	$(1-x_{-\mathrm{q2}})(1-x_{+\mathrm{r}})(1-x_{+\mathrm{s}})$

これらのエネルギーがすべて等しくなるには、

$$(12)\quad \begin{aligned} 1-x_{+\mathrm{q1}} &= (1-x_{+\mathrm{r}})(1-x_{+\mathrm{s}}) \\ 1-x_{-\mathrm{q2}} &= 1-x_{-\mathrm{p}} \end{aligned}$$

が成立すればよい。

$$v_\zeta = \frac{\zeta\text{の属する節の選言エネルギー}}{1-r_\zeta x_\zeta}$$

とおけば、(12) は

$$(13)\quad \begin{aligned} 1-x_{+\mathrm{q1}} &= v_{-\mathrm{q2}} \\ 1-x_{-\mathrm{q2}} &= v_{+\mathrm{q1}} \end{aligned}$$

と書ける。v_ζ をリテラル ζ の**仮想活性値** (virtual activation value) と呼ぶ。同様にして、たとえば、

−p +q1.　−q2 +r1.　−r2 +s.

という 3 つの節の選言エネルギーをすべて

$$(1-x_{-\mathrm{p}})(1-x_{+\mathrm{s}})$$

とすることができ、こうして大域的な推論が力学的に実現できる。

また、各リテラルが他の複数個のリテラルとさまざまな強さで結び付くようにすれば、大域的な OR 並列推論も実現できる。たとえば、図 2 において、

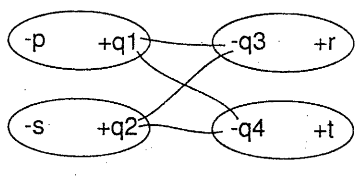

図 2: 並列の融合

+q1 が −q3 および −q4 とそれぞれ w および $1-w$ の重みで結び付いており、したがって

$$1-x_{+\mathrm{q1}} = wv_{-\mathrm{q3}} + (1-w)v_{-\mathrm{q4}}$$

が成り立つとすれば図 2 の左上の節の選言エネルギーは、

$$(1-x_{-\mathrm{p}})\{w(1-x_{+\mathrm{r}}) + (1-w)(1-x_{+\mathrm{t}})\}$$

となる。選言係数および関与係数はいずれも 1 とする。他の節に関しても同様であり、こうして 4 通りの融合を並列的に処理することができる。

以上のようにリテラルの活性値と仮想活性値とを直接結び付けることにより、一般に多段かつ並列的な融合推論を力学的にとらえることができる。しかし、たとえば p と −p +q. から q を演繹し、次に +q −r. に基づいてアブダクティブに r を推論し、さらに −r +s. によって s を演繹する、というような、演繹とアブダクションの交代を多数含む推論の連鎖が生ずるのは好ましくない。演繹とアブダクションの交代は因子化 (factoring)、つまり同符号のリテラルの単一化[3]によって生ずるから、そうした交代を多く含む推論の連鎖を抑制するには、因子化の際には仮想活性値を用いず、代わりに 2 つのリテラルの活性値を関係付けることにすればよいだろう。たとえば、図 3 において −q1 と −q2 とが因子化する場合、両者

図 3: 因子化

の活性値を等しく x とすることにより、左右の節の選言エネルギーの和は

$$(1-x_{+\mathrm{p}})(1-x) + (1-x)(1-x_{+\mathrm{r}})$$

となる。これまでと同様、選言係数と関与係数はすべて 1 とする。このように、因子化によって 2 つの節の選言エネルギーは等しくならず、単に同一の活性値を共有するに留まるので、因子化の回数に応じて力学的相互作用は急激に減衰することになる。

融合と因子化に関する以上の議論を総合すると、次の**状態方程式** (state equation) を得る。

$$(14)\quad x_\xi = \sum_{\eta\oplus\xi} w_{\xi\eta}x_\eta + \sum_{\zeta\ominus\xi} w_{\xi\zeta}(1-v_\zeta) + w_\xi u_\xi$$

ここで、$\eta\oplus\xi$ はリテラル η と ξ が同符号で単一化可能であること (つまり、$\eta = +\alpha$ かつ $\xi = +\beta$ または $\eta = -\alpha$ かつ $\xi = -\beta$ となる単一化可能な要素式 α と β が存在すること)、$\zeta\ominus\xi$ はリテラル ζ と ξ が異符号で単一化可能であること (つまり、$\zeta = +\alpha$ かつ $\xi = -\beta$ または $\zeta = -\alpha$ かつ $\xi = +\beta$ となる単

[3]通常の論理プログラミングでは、因子化する 2 つのリテラルは同一の節に属する。

一化可能な要素式 α と β が存在すること) を表わす。$w_{\xi\lambda}$ および w_ξ は 1 未満の正定数であり、

$$\sum_{\eta\oplus\xi} w_{\xi\eta} + \sum_{\zeta\ominus\xi} w_{\xi\zeta} + w_\xi = 1 \tag{15}$$

を満たすとする。$w_{\xi\lambda}$ は、リテラル ξ と λ の間の単一化結線の重みを表わし、u_ξ は x_ξ とは別の活性値である。要素制約の間の単一化結線の重みはすべて正と考えているが、それは、単一化可能なすべての要素制約の組の間でつねに力学的相互作用を生じさせるためである。(14) において、$\xi = $+q1 および $\xi = $−q2 とすれば、$w_{\text{+q1−q2}} \to 1$ の極限において (13) が得られる。

ξ が定義述語を持つときは、(14) の x_η の代わりに v_η を用いて、

$$x_\xi = \sum_{\eta\oplus\xi} w_{\xi\eta} v_\eta + \sum_{\zeta\ominus\xi} w_{\xi\zeta}(1 - v_\zeta) + w_\xi u_\xi$$

とする。これは、定義述語を介した推論をつねに大域的とするためである。ここでさらに、ξ が定義節の頭部でなければ $w_\xi = 0$ とする。

状態方程式が成り立ち、例によって選言係数と関与係数がすべて 1 だとすると、図 4 に示した制約

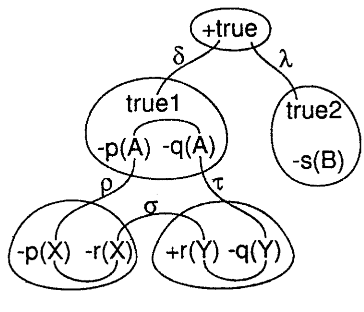

図 4: 仮説の生成と棄却

ネットワークにおいて、

$$\begin{aligned} x_{\text{+true}} &= w_\delta v_{\text{true1}} + w_\lambda v_{\text{true2}} \\ &= w_\delta(1 - x_{\text{-p(A)}})(1 - x_{\text{-q(A)}}) \\ &\qquad + w_\lambda(1 - x_{\text{-s(B)}}) \\ &= w_\delta x_{\text{p(A)}} x_{\text{q(A)}} + w_\lambda x_{\text{s(B)}} \end{aligned}$$

となる。つまり +true の成立は、w_δ および w_λ の重みでそれぞれ仮説 p(A) ∧ q(A) および s(B) に帰着される。ここで、リテラル α と β の間の単一化結線または等式 π に対し、$w_\pi = w_{\alpha\beta}$ とする。一方、節 −p(X) −r(X). と +r(Y) −q(Y). から

$$w_\rho w_\sigma w_\tau x_{\text{p(A)}} x_{\text{q(A)}} \tag{16}$$

というエネルギーが生じるので、p(A) ∧ q(A) という仮説は抑制される。したがって、もし s(B) を抑制する原因がなければ、後述のように、w_δ を小さく、w_λ を大きくすることによって +true の活性値が上がることになる。

活性拡散などの情報処理を並列分散的に行なうためには、エネルギーは局所的でなくてはならない。ところが、状態方程式を状態方程式に代入してゆくと大域的な状態方程式が得られ、これに対応して大域的なエネルギー関数ができてしまう。そこで、状態方程式そのものではなく、以下のような、リテラル ξ の**単一化エネルギー** (unification energy) を用いる。

$$C(\xi\ \text{の状態方程式の両辺の差})^2$$

正定数 C を大きくすることにより、活性拡散が収束した状態における状態方程式の両辺の差を小さくすることができる。つまり、単一化エネルギーによって、明示的に大域的な情報処理を行なわずに状態方程式を任意の精度で近似することができる。

等式の経路 (path) の依存エネルギーは、束縛の間の矛盾を表現する。以下では、等式 δ_1、δ_2、$\cdots$ δ_n が経路 (path) をなすとは、$1 \le i < n$ なるすべての i に対して、同一の項が埋める異なる引数に δ_i と δ_{i+1} がつながっていることとする。たとえば図 1 においては、$\delta\sigma$ は経路であるが、$\delta\lambda$ は経路ではない。図 5 のように、経路 Δ の両端の項が矛盾する 2

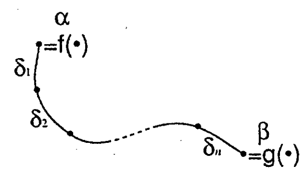

図 5: 依存エネルギーを持つ経路

つの束縛 α および β の第 1 項となっている場合、以下の式で定義される依存エネルギーが生じ、これによって α と β は互いを抑制する。

$$d x_\alpha x_\beta \prod_{\delta \in \Delta} w_\delta$$

ここで d は正定数である。異なる関数記号を持つ束縛同士は互いに矛盾すると考える。

4 アナログ推論

活性拡散以外のアナログ推論として、結線の重みの調節を考え、これを2つの意味的要因によって制御する。ひとつはその結線の**重要性** (importance)、もうひとつは等号の公理と推移律である。

一般に、エネルギー関数の係数 s の重要性とは、ゴール関数 G に対して s の変化が及ぼす影響 $\frac{\partial G}{\partial s}$ の絶対値である。結線の重要性は、その重みの重要性である。G は、活性拡散が収束した状態におけるあるエネルギー関数 H の値であり、活性値の関数ではなく係数の関数である[4]。$\frac{\partial G}{\partial s}$ の計算においては(15)を考えず、係数はすべて独立とする。以下本稿では、簡単のため、節 +true. におけるリテラル +true の活性値を H としよう。すると、G は活性拡散においてこの節と直接または間接に相互作用を持つ制約ネットワークの部分 (つまり、通常は全部) のエネルギー関数のすべての係数の関数となる。$\frac{\partial G}{\partial s}$ の値は、巡回路を含むネットワーク用に一般化された逆伝播によって数値的に求めることができる。

$\frac{\partial G}{\partial s} > 0$ なるパラメタ s を**支持的** (supportive) であると言い、$\frac{\partial G}{\partial s} < 0$ なるパラメタ s を**反証的** (refutive) であると言う。また、重みが支持的 / 反証的である結線を支持的 / 反証的であると言い、選言係数が支持的 / 反証的である節を支持的 / 反証的であると言う。支持的であるということはゴールの成立に寄与するような何らかの仮説を支持するということであり、反証的であるということは、そのような仮説を棄却する要因として作用するということである。

支持的な結線の重み w は重要性 $\left|\frac{\partial G}{\partial w}\right|$ に応じて増加する。反証的な結線に関しても基本的には同様だが、後に述べるように、事情がやや複雑である。図4においては、

$$\frac{\partial G}{\partial w_\delta} \simeq x_{\mathsf{p(A)}} x_{\mathsf{q(A)}} > 0$$
$$\frac{\partial G}{\partial w_\lambda} \simeq x_{\mathsf{s(B)}} > 0$$

であるが、(16) のゆえに $\frac{\partial G}{\partial w_\delta}$ が小さいとすれば、相対的に $\frac{\partial G}{\partial w_\lambda}$ の方が大きくなるから、w_λ が増大する優先度が高い。$w_\delta + w_\lambda = 1$ だから、w_δ が減少して w_λ が増加し、したがって全体として仮説 s(B) にコミットする度合いが増え、これに応じて s(B) に対する興奮性の入力も大きくなるので、s(B) の活性が上がる。

以下において、等式の巡回路 (cycle) とは、同一の項が埋める別の引数を両端点とするような等式の経路であって、支持的な連結成分と反証的な連結成分がいずれも高々1個であるようなものとする。各々の連結成分は等式および項からなるとする。支持的 / 反証的な項とは、支持的 / 反証的な節に含まれる項である。この限定は、演繹とアブダクションが高々1回しか交代しないような推論のみを考えることに対応する。たとえば、図4の、ρ と σ と τ からなる巡回路は、支持的な連結成分は項 A からなる1個だけ、反証的な連結成分も ρ と X と σ と Y と τ からなる1個だけであるから、そのような巡回路である。

等号に関する推移律は、そのような巡回路に含まれる等式が互いに重みを強め合うということだと解釈できる。等式の巡回路 Δ の重みを

$$w_\Delta = \prod_{\lambda \in \Delta} w_\lambda$$

で定義する。δ が推移律から受ける「力」$\mathcal{F}_\delta$ を、δ を含むさまざまな巡回路 Δ に関する

$$t \frac{w_\Delta}{w_\delta}$$

の最大値とする。t は正定数である。(この「力」は、エネルギーから生じて活性値に作用する力ではない。) 支持的な単一化結線 δ の重みは、

$$\prod_\lambda \mathcal{F}_\delta$$

が大きいほど増加の優先度が高いとする。λ は δ が結ぶ2つの要素制約の対応する引数を結ぶ等式である。一方、束縛など、単一化可能な要素制約の第1引数が等しいことが要素制約全体が等しいことを含意する場合は、単一化結線の重みは、2つの要素制約の第1引数を結ぶ等式 δ に関して、$\mathcal{F}_\delta$ が大きいほど増加の優先度が高い。反証的な単一化結線の場合については後述する。

等式は活性値を持たず重みを持つので、等号に関する推移律は、活性拡散ではなく上記のように重みの調節に用いる。等式に活性値を割当てらないのは、活性拡散によっては仮説の棄却を適切に制御できないからである。たとえば、図6のような状況を考えよう。この先頭節が表わす仮説

[4] Hasida (1992) 等におけるペナルティ関数 P は $-G$ に相当する。

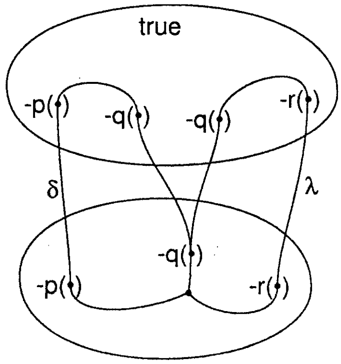

図 6: 仮説と反証集合

は p(A) ∧ q(A) ∧ p(B) ∧ q(B) で、下の節は −p(X) −q(X) −r(X). であり、前者は後者によって棄却されない。ところが、2 つの節を結ぶ等式はすべて巡回路に含まれるから、もし等式が活性値を持ち、推移律に対応するエネルギーから生ずる力を受けるとすれば、活性拡散によって、これらの等式はすべて高い活性値を持たねばならないことになり、トップレベルの仮説は誤って棄却されてしまう。下側の節が仮説を棄却できないのは、この節の中の項の共有関係が仮説によって部分的にしか含意されないからである。これはたとえば、等式の経路 $\delta\lambda$ を含むような等式の巡回路が存在しないということに対応する。

仮説の棄却は、依存エネルギーによる束縛の抑制か、選言エネルギーによる一般の要素制約の抑制によって生ずるが、ここで問題になっているのは後者である。その正確な条件を定式化するため、**反証集合** (refutive set) という概念を定義しよう。反証集合は、融合によって作られる節であって、仮説の棄却に用いられる可能性のあるものに対応する。反証集合とは、0 個以上の節と 1 本以上の単一化結線の集合 Ψ であって、次の条件を満たすものとする。

- Ψ の中のすべての節および単一化結線が反証的である。
- Ψ の中のすべての単一化結線が Ψ の中のリテラルにつながっている。
- Ψ の中のすべてのリテラルが Ψ の中のちょうど 1 本の単一化結線とつながっている。
- Ψ の中のすべての節のいずれかのリテラルが Ψ の中の単一化結線を介して Ψ の中の別の節のリテラルとつながっている。(つまり Ψ は連結である。)
- Ψ の中のどの単一化結線も、Ψ の中の 2 つの異符号のリテラル同士をつないでいるか、Ψ の中のリテラルと Ψ の外の同符号のリテラルとをつないでいる。

図 4の ρ と σ と τ を含む 3 本の単一化結線と 2 つの節 −p(X) −r(X). および +r(Y) −q(Y). とを合わせたものは反証集合であり、図 6の δ と λ を含む 2 本の単一化結線と、中央の 2 本の等式を含むいずれかの単一化結線と、下側の節とを合わせたものも、反証集合である。選言エネルギーによる要素制約の抑制によって仮説を棄却するには、ある反証集合 Ψ が存在して、Ψ を横断する (両端の項が Ψ に含まれない) 等式の経路がすべて等式の巡回路に含まれていなければならない。図 4 においては、上記の反証集合を横断する等式の経路 $\rho\sigma\tau$ が巡回路に含まれているので、ρ、σ および τ の重みを増加させることによって仮説 p(A) ∧ q(A) が正しく棄却される。一方、図 6の経路 $\delta\lambda$ は巡回路に含まれていない。

以上から、仮説の生成に比べて棄却の方が局所的に制御することが困難であると考えられる。しかし、反証集合の上記の定義を局所的な性質の組合せの形に定式化し直し、さらに、巡回路や反証集合の検出に関しても重要性に基づく処理の制御によって部分的な処理を行なうことにより、並列分散的な計算が可能であろう。

5 記号処理

記号演算は、システム内部の情報処理のみならず入力 (感覚) と出力 (行為) も含む。内部の情報処理には、**包摂化** (subsumption; 単一化の一般化) と**消去** (deletion) とがある。これらの記号演算の優先度もまた、エネルギー関数の係数の調節と同様に、各演算によって生ずる局所的変化がゴール関数 G に及ぼす力学的影響の大きさの見込み $\left|\frac{\partial G}{\partial s}\right|$ によって定義できる。s は当該の記号演算によって変化する制約ネットワークのある部分のエネルギー関数のある係数である。

項 δ による項 α の包摂化とは、α を含む節 Φ を複製して Φ' と Φ'' を作り、Φ' に含まれる α の具現化を α'、Φ'' に含まれる α の具現化を α'' としたときに、$\alpha' = \alpha \cap \delta$、$\alpha'' = \alpha - \delta$ となるようにすることである。この包摂化の様子を図 7 に示す。α' は δ

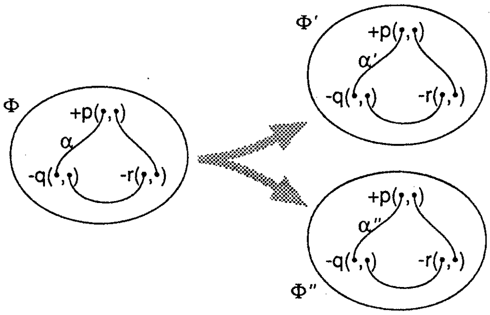

図 7: 項 α の包摂化に伴う節 Φ の具現化

に包摂され (つまり $\alpha' \subseteq \delta$)、α'' は δ および α' と単一化不能である。一般に、2つの要素制約は、対応する項が一組でも互いに単一化不能ならば、単一化不能である。たとえば、節 Φ の中の p(•,•) と単一化可能だった別の要素制約 ξ の第1項が δ に包摂されていたならば、Φ' の中の p(•,•) は ξ と単一化不能である。

包摂化を行なう必要が生ずるのは、節 Φ を同時に2つの仕方で再入的 (reentrant) に用いられ、なおかつその2つの使い方において Φ の中のある項 α の値が異なる場合である。たとえば、図8において、左

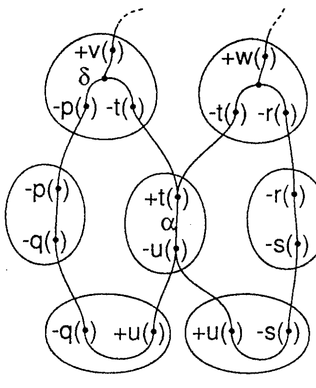

図 8: 包摂化の前

上の節の仮説 p(A) ∧ t(A) と右上の節の r(B) ∧ t(B) を両方とも証明 (説明) する必要があるとする。両方の仮説の t(•) から中央の節 +t(C) −u(C). によってアブダクティブ u(•) を活性化し、さらに下の2つの節によるアブダクションで q(•) と s(•) を活性化しようとすると、中段の両端の2つの節 −p(X) −q(X). と −r(Y) −s(Y). およびそれらを通る等式の2つの巡回路によって、いずれかの仮説も棄却されてしまう。つまり、中央の節につながる4本の等式の重みをすべて増加させることはできない。そこで、δ による α を行ない、中央の節を具現化すると、図9の

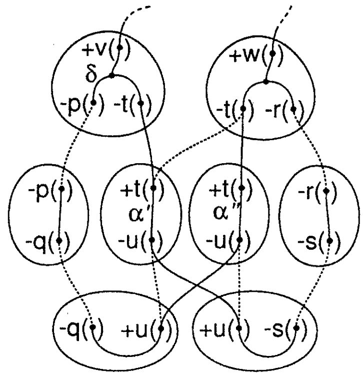

図 9: 包摂化の後

ような状態になり、中央の節の2つの具現化につながった7本の等式のうち、破線で示した3本を抑制して実線で示した4本の重みを増せば、こうして得られた2つの仮説

p(A) ∧ t(A) ∧ u(A) ∧ s(A)
r(B) ∧ t(B) ∧ u(B) ∧ q(B)

は中段両端の節によって棄却されず、これらの節につながった等式の重みは小さくなる。上記の包摂化を起動した理由は、2つの巡回路が項 α を共有しており、しかも α と上側の2つの節の中の項を結ぶいずれの等式も重要だということである。一般に、重要性の高い等式からなる巡回路が重なっている場合にはその重なりをほぐすような包摂化が起動される。

入力 (感覚) および出力 (行為) は、外界において直接観測できる事象の構造に関する制約によって実現される。行為とは、そのような事象を行為者として生成することであり、行為の優先度は、その事象を表わす要素制約 α に関して、$\frac{\partial P}{\partial e}$ によって与えられる。ここで、e はエネルギー $-ex_\alpha$ の係数で、常に0であるとする。つまり、このエネルギーは活性拡散にはまったく関与せず、要素制約の重要性を定義するためだけに用いられる。行為の優先度が $\frac{\partial P}{\partial e}$ で与えられるということは、自分に都合のよい行為を優先的に行なうということである。これに対し、$\frac{\partial P}{\partial w}$ が負のときでも推論の優先度が高いのは、自分に都合の悪いことにも気付く必要による。

6 おわりに

力学に基づく論理の意味論と、推論の制御について述べた。紙幅の制限のため、具体的な応用例については論じなかったが、個別的な作業に専用のアルゴリズムを用いることなく、構文解析や文生成(Hasida et al. 1993)[5]、プランニングやプラン認識(Miyata et al. 1993; 長尾他 1993) などのさまざまな処理過程が、力学に基づく情報処理の制御から創発する。Hasida et al. (1993) で報告した力学的制約の古い版は完全に実装されており、UNIX 上で X Window を介して動作する。ソースプログラムは ICOT フリーソフトウェアのひとつとして無料で配布されている。本稿で論じた力学的制約の新しい版にこれを改訂する作業は、現在 (1993 年 7 月 21 日) 進行中である。

節形式の論理プログラムとアナログ的な計量を組合せた計算アーキテクチャとしては、重み付きアブダクション(Hobbs et al. 1990) があるが、これと力学的制約との違いは、力学的制約がアナログ的情報処理に基づく処理の制御を含むことである。重み付きアブダクションの宣言的意味が確率論的に定式化されている (Charniak & Shimony 1990) が、それは命題論理に限定された議論であり、本稿での議論の方が一般性が高い。記号処理とアナログ情報処理とを融合する他の試みとしては、コネクショニストモデルによって記号を実現する方法がいくつか提案されている (Smolensky 1990; Turetzky 1990) が、それらは基本的にコネクショニスト・ネットワーク上で記号を表現し、その記号を完全に処理する方法に関するものであり、部分的な記号推論や行為の制御法を与えるものではない。また、記号推論の制御を行なうための弱解法としては、他にマーカ伝達 (Charniak 1986; Charniak & Goldman 1988) があるが、マーカ伝達における処理の制御は宣言的意味とは関係なくアドホックに与えられる。一方、力学的制約においては、処理の制御は宣言的意味論から体系的に導かれる。

参考文献

Charniak, E. (1986). 'A Neat Theory of Marker Passing,' In *Proceedings of AAAI '86*, pp. 584–588.

Charniak, E. & Goldman, G. (1988). 'A Logic for Semantic Interpretation,' In *Proceedings of ACL '88*.

Charniak, E. & Shimony, S. E. (1990). 'Probabilistic Semantics for Cost Based Abduction,' In *Proceedings of AAAI '90*, pp. 106–111.

橋田 浩一 (1992). 「自然言語の構文解析と文生成の統合」. 『情報処理』, **33** (7).

Hasida, K. (1992). 'Dynamics of Symbol Systems: An Integrated Architecture of Cognition,' In *Proceedings of FGCS '92* Tokyo.

Hasida, K., Nagao, K., & Miyata, T. (1993). 'Joint Utterance: Intrasentential Speaker/Hearer Switch as an Emergent Phenomenon,' In *Proceedings of the 13th International Joint Conference on Artificial Intelligence*.

橋田 浩一 松原 仁 (1993). 「知能の設計原理に関する試備: 部分性・制約・フレーム問題」. 『認知科学の発展』, **7**.

Hobbs, J., Stickel, M., Appelt, D., & Martin, P. (1990). 'Interpretation as Abduction,' Technical note 499, SRI International.

Miyata, T., Hasida, K., & Yonezawa, A. (1993). 'Plan Inference in Dialogue under Dynamical Constraint Programming,' In *Proceedings of the 4th International Conference on Natural Language Processing and Logic Programming* Nara.

Nagao, K., Hasida, K., & Miyata, T. (1993). 'Understanding Spoken Natural Language with Omni-Directional Information Flow,' In *Proceedings of the 13th International Joint Conference on Artificial Intelligence*.

長尾 確, 橋田 浩一, 宮田 高志 (1993). 「力学的制約による状況エージェントの協調的行動」. In *SWoPP '93*. 情報処理学会.

Smolensky, P. (1990). 'Tensor Product Variable Binding and the Representation of Symbolic Structures in Connectionist Systems,' *Artificial Intelligence*, **46**, 159–216.

Turetzky, D. S. (1990). 'BoltzCONS: Dynamic Symbol Structures in a Connectionist Network,' *Artificial Intelligence*, **46**, 5–46.

[5] 橋田 (1992) で紹介されている構文解析と文生成は力学を用いたものではないが、力学に基づく制御の特殊な場合になっており、本稿の議論と自然に整合する。