

(정의) 함수 $f: A \rightarrow B$ 가 total이 아닐 때, 즉 $\exists a \in A, f(a)$ 가 정의되지 않을 때, 이 함수를 partial이라고 부르고 $f: A \rightarrow B$ 로 쓴다.

(정의) Minimization(μ)

$g: N^{k+1} \rightarrow N$ 일 때, $f: N^k \rightarrow N$ 를 아래와 같이 정의한다.

$$\begin{aligned} \forall \vec{x} \in N^k: f(\vec{x}) &= \mu y [g(\vec{x}, y) = 0] \\ &= \text{Min}(\mu) y \in N [g(\vec{x}, y) = 0 \wedge \exists z < y g(\vec{x}, z)] \end{aligned}$$

함수 $g(\vec{x}, y)$ 를 y 에 관하여 최소화(minimize)한 함수 $f(\vec{x})$ 는 $g(\vec{x}, y)$ 를 0으로 하는 가장 작은 y 값을 가지는데, 이 때 y 미만에서는 함수 $g(\vec{x}, y)$ 가 정의되어 있어야 한다.

Primitive recursion에 minimization을 추가하면 μ -recursive function이라고 한다.

(정의) Partial function g 가 **computable**이면 minimization을 가한 함수 f 도 **computable**이다.

(증명) **for** $\forall \vec{x} \in N^k$ **do**

$y := 0;$

while (\neg Exit loop) **do**

if $g(\vec{x}, y) = 0$ **then** $f(\vec{x}) := y$; Exit loop **fi**

if $g(\vec{x}, y) = \text{undefined}$ **then** $f(\vec{x}) := \text{undefined}$; Exit loop **fi**

$y := \sigma(y)$

od

od

Turing과 Church의 주장(Turing-Church's Thesis)

(사실) μ -recursive (partial) function은 TM **computable**이다.

(정리) TM은 μ -recursive (partial) function으로 **표현 가능**하다.

(증명) TM $M = (Q, \Sigma, \Gamma, \delta, q_0, B, F)$ 일 때, TM M 이 하는 일을 μ -recursive partial function $f: N \rightarrow N$ 로 아래와 같이 정의한다.

TM M 의 tape 값을 base가 $|\Gamma|$ 인 자연수로 표시¹⁾할 수 있고, 상태와 transition도 마찬가지로이다.

TM의 현재 tape head의 왼쪽 tape 스트링이 $\alpha \in \Gamma^*$ 이고 현재 상태가 $p \in Q$, tape head의 오른쪽 tape 스트링이 $\beta \in \Gamma^*$ 일 때, TM의 현 상황(configuration)을 (α, p, β) 로 표시할 수 있다. 이를 tape 전체의 내용 $w \in N$, 상태 번호 $p \in N$, head 위치 $n \in N$ 를 이용하여, TM의 현 상황을 (w, p, n) 으로 표현할 수 있다.

1) Tape의 내용을 왼쪽에서부터 읽지 아니하고 오른쪽부터 거꾸로 읽는 것이 좋다.

현 상황 (w, p, n) 에서 다음 상황 (w', p', n') 을 찾아내는 함수 $step: N^3 \rightarrow N^3$ 을 primitive recursion으로 쉽게 정의할 수 있다²⁾,

TM M의 현 상황 (w, p, n) 과 TM M이 몇 번 수행되었는가를 포함하여 **primitive recursive** 함수 $run: N^4 \rightarrow N^3$ 을 아래와 같이 정의한다.

$$\begin{aligned} run(w, p, n, 0) &= (w, p, n) \\ run(w, p, n, t+1) &= step(run(w, p, n, t)) \end{aligned}$$

최종 상태를 하나로 줄여 그 상태 번호를 0이라 하고, 시작 상태 번호가 1이고, 입력 tape 내용이 $w \in N$ 이고, 시작 할 때 head 위치가 1이라면, 아래와 같이 **μ -recursive partial function**으로 최소 $stoptime: N \rightarrow N$ 을 정의할 수 있다.

$$stoptime(w) = \mu t [\pi_2^3(run(w, 1, 1, t)) = 0]$$

마지막으로 TM M이 하는 일과 같은 partial 함수 $f: N \rightarrow N$ 을 아래와 같이 정의한다.

$$f(w) = \pi_1^3(run(w, 1, 1, stoptime(w)))$$

우리는 위 두 개의 증명으로 TM이 **computable**이라는 Turing의 주장과 **μ -recursive partial function**이 **computable**이라는 Church의 주장이 **같다**는 사실을 알았다. 이를 **computable**에 관한 Turing과 Church의 주장(Turing-Church's Thesis)이라고 부른다, 그러나 두 개가 같다는 증명이 TM이나 μ -recursive function이 **computable**이라는 증명이 될 수는 없다. 즉 TM 이나 μ -recursive function 이상의 계산(computable)이 없다는 증명은 되지 않는다. 그래서 우리는 Theorem이라는 표현 보다는 **Thesis(주장)**이라는 표현을 쓴다.

Turing machine이나 μ -recursive function이외에도 λ -calculus(Church 1934-41, Kleene 1935, Rosser 1935), combinatory logic(Schönfinkel 1924, Curry 1929), Post correspondence system(Post 1936), type 0 grammar(Chomsky 1959), while program(Meyer, Richie 1967)등이 모두 **같은 부류**임이 차례로 증명되어 Turing과 Church에 **주장에** 힘을 실어주고 있다.

마지막으로 TM이 **항상 끝나는** 경우를 type 1, recursive라고 부르는데 이것 함수 값이 **항상 정의된** μ -recursive **total** function이라고 보고, **끝나지 않는** 경우도 포함하면 type 0, recursively enumerable라 부르고 함수 값이 **정의되지 않을** 수도 있는 μ -recursive **partial** function이라고 본다.

2) 구체적인 내용은 9장 보조 TP 1 참조.