

チューリング機械の停止問題の決定不可能性の証明について、p.38, 12-18 行目 (すなわち、～ことになる.):

すなわち、 $H'$  が、入力  $\widehat{H'}$  に対して停止するとする。  $H'$  は関数  $halt'$  を計算する万能チューリング機械なので、このとき、 $halt'(\widehat{H'}) = 1$  となる。 このための条件は、 $halt'$  の定義から  $halt(\widehat{H'}, \widehat{H'}) = 0$  である。 しかし、これは、「 $H'$  が入力  $\widehat{H'}$  に対して停止しない」ことを意味している。

一方、 $H'$  が、入力  $\widehat{H'}$  に対して停止しないとすると、 $halt'(\widehat{H'})$  は未定義となる。 そのための条件は、 $halt(\widehat{H'}, \widehat{H'}) = 1$  であるが、これは、「 $H'$  が入力  $\widehat{H'}$  に対して (1 を出力して) 停止する」ことを意味している。

すなわち、 $H'$  が、入力  $\widehat{H'}$  に対して停止するとする。 このとき、関数  $halt$  の定義から、 $halt(\widehat{H'}, \widehat{H'}) = 1$  となるので、関数  $halt'$  の定義から、 $halt'(\widehat{H'})$  は未定義となる。 しかし、 $H'$  は  $halt'$  を計算する万能チューリング機械なので、これは、「 $H'$  が、入力  $\widehat{H'}$  に対して停止しない」ことを意味する。

一方、 $H'$  が、入力  $\widehat{H'}$  に対して停止しないとする。 このとき、関数  $halt$  の定義から、 $halt(\widehat{H'}, \widehat{H'}) = 0$  となるので、関数  $halt'$  の定義から、 $halt'(\widehat{H'}) = 1$  となる。 しかし、これは、「 $H'$  が、入力  $\widehat{H'}$  に対して (1 を出力して) 停止する」ことを意味する。