Класовете P и NP

Досега ние се занимавахме с проблеми за разрешимост и неразрешимост, т.е. дали има алгоритъм или няма за даден проблем.
Сега ще се занимаем с проблема, когато за една задача има алгоритъм за нейното решаване.
Проблема е, че когато има алгоритъм за решаване на една задача, това не означава, че винаги той е осъществим в реално време.
Една такава задача например е задачата със сортирането на произволен файл от реални числа.
Това не е проблем за файлове до определен размер – до 10, до 100, до 1000.., но за достатъчно големи масиви, имайки предвид стандартния алгоритъм със сравняване всеки със всеки елемент не е винаги осъществим. За това се поставиха проблемите за намиране на по-ефективни алгоритми. Такива алгоритми бяха намерени – много по-ефективни. И те използват много тънки теоретични изследвания.
Подобни алгоритми са известни когато става дума за матрици, за задачата за търговския пътник и много други, за които няма осъществим алгоритъм за разумно време. Въпреки че напоследък нараства възможността на компютрите да обработват по-големи масиви от данни и с по-голяма скорост на операции за единица време, посочените задачи имат ограничение на разумно осъществяване за достатъчно големи размери. Затова се смята, че едно разумно ограничение е ефективността на алгоритмите да бъде полиномиална. Това е мотива за следната дефиниция

Д. Нека $M=(K,\Sigma,\delta,s,H)$ е машина на Т. Казваме, че M е полиномиално ограничена т.т.к. съществува полином $p(n)$, такъв, че за всеки вход x не съществува конфигурация C такава, че $(s,\triangleright\sqcup x)\vdash_M^{p(|x|)+1} C$.
С други думи, машината M в/у входа x ще стигне до стоп-конфигурация най-много след $p(|x|)$ стъпки. Тук $|x|$ е дължината на входа. Да обърнем внимание че когато азбуката $\Sigma_0=\{1\}$, то $|1^x|=x$, x – ест. число.
Д. Един език L се нарича полиномиално разрешим, ако съществува полиномиално ограничена машина на Т. M, която разпознава ез. L.
С P се означава класът на всички езици, които са полиномиално разрешими, т.е.

$P=\{L \mid L \text{ е полиномиално разрешим}\}$.

Ще дадем дефиниция и на още един клас. За тази цел имаме нужда от още една
Д. Нека $M=(K,\Sigma,\Delta,s,H)$ е недетерминирана машина на Т. Казваме, че M е полиномиално ограничена ако съществува полином $p(x)$ такъв, че за всеки вход x не съществува конфигурация C за M, такава, че $(s,\triangleright\sqcup x)\vdash_M^{p(|x|)+1} C$.
Да напомня, че при недетерминираните машини на Тюринг за даден вход x има различни възможни изводи. Горната дефиниция означава, че при полиномиално ограничените маш. на Т. при даден вход x за всеки възможен извод стигаме до стоп-конфигурация след най-много $p(|x|)$ стъпки.
Класът NP се определя, като класът на всички езици, които се разпознават от полиномиално ограничени машини на Тюринг (недетерминирани).
$NP=\{L \mid L$ и разпознава от полиномиално ограничени недетерминирани машини на Т.$\}$

Защо се обръща внимание върху класът NP?
Оказва се, че много от задачите, които не са в класа P се намират в класа NP, например задачата за търговския пътник и други еквивалентни на нея задачи.
Така стигаме до проблема $P = NP$?
Проблемът тук е, че ние за определени задачи знаем, че има алгоритъм, който е полиномиално ограничен с обикновени машини на Тюринг. Освен това има задачи, за които знаем, че има полиномиално ограничени недетерминирани машини на Тюринг, които решават този проблем, но не знаем на този етап дали има полиномиално ограничени обикновени машини на Тюринг, които решават тези задачи.
Проблемът е може ли да се намери начин, подход за намиране на това решение $P = NP$.