

Teorie informace

1	28.9.2026	Po 10:40 - 12:10 K7	
1	1.10.2026	Čt 14:00 - 15:30 K7	
2	8.10.2026	Po 10:40 - 12:10 K7	
2	5.10.2026	Čt 14:00 - 15:30 K7	Cvičení
3	12.10.2026	Po 10:40 - 12:10 K7	
3	15.10.2026	Čt 14:00 - 15:30 K7	Cvičení
4	19.10.2026	Po 10:40 - 12:10 K7	
4	22.10.2026	Čt 14:00 - 15:30 K7	
5	26.10.2026	Po 10:40 - 12:10 K7	
5	29.10.2026	Čt 14:00 - 15:30 K7	
6	2.11.2026	Po 10:40 - 12:10 K7	
6	5.11.2026	Čt 14:00 - 15:30 K7	Cvičení
7	9.11.2026	Po 10:40 - 12:10 K7	
7	12.11.2026	Čt 14:00 - 15:30 K7	
8	16.11.2026	Po 10:40 - 12:10 K7	
8	19.11.2026	Čt 14:00 - 15:30 K7	Cvičení
9	23.11.2026	Po 10:40 - 12:10 K7	
9	26.11.2026	Čt 14:00 - 15:30 K7	
10	30.11.2026	Po 10:40 - 12:10 K7	
10	3.12.2026	Čt 14:00 - 15:30 K7	Cvičení
11	7.12.2026	Po 10:40 - 12:10 K7	
11	10.12.2026	Čt 14:00 - 15:30 K7	
12	14.12.2026	Po 10:40 - 12:10 K7	
12	17.12.2026	Čt 14:00 - 15:30 K7	
13	4.1.2027	Po 10:40 - 12:10 K7	
13	7.1.2027	Čt 14:00 - 15:30 K7	Zápočtová písemka?



The Bell System Technical Journal

Vol. XXVII

July, 1948

No. 3

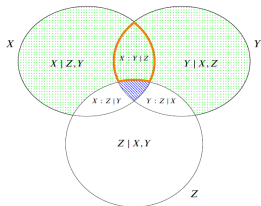
A Mathematical Theory of Communication

By C. E. SHANNON

INTRODUCTION

THE recent development of various methods of modulation such as PCM and PPM which exchange bandwidth for signal-to-noise ratio has intensified the interest in a general theory of communication. A basis for such a theory is contained in the important papers of Nyquist¹ and Hartley² on this subject. In the present paper we will extend the theory to include a number of new factors, in particular the effect of noise in the channel, and the savings possible due to the statistical structure of the original message and due to the nature of the final destination of the information.

Informační obsah (jevu) a entropie (náhodné veličiny)



Tvrzení 3.37. Pro tři náhodné veličiny X, Y, Z platí

- (1) $H(X, Z) + H(Y, Z) - H(X, Y, Z) - H(Z) \geq 0$ (submodularita entropie);
- (2) $H(X, Y | Z) \leq H(X | Z) + H(Y | Z)$ (subaditivita podmíněné entropie);
- (3) $H(X | Y, Z) \leq H(X | Z)$ (monotonie entropie vzhledem k podmínce);
- (4) $I(X : Z) \leq I(X : (Y, Z))$ (monotonie vzájemné informace).

Asymptoticky rovnoměrné rozdělení (AEP)

Definice 4.4. Řekneme, že náhodný proces $X = (X_i)_{i \in \mathbb{N}}$ s entropií má **asymptoticky rovnoměrné rozdělení**, pokud v.p. platí

$$\lim_{n \rightarrow \infty} \frac{1}{n} \mathfrak{S}_{X_{[0..n)}} = \mathcal{H}(X) .$$

Pokud konvergence platí s.j., řekneme že X má **silně asymptoticky rovnoměrné rozdělení**.

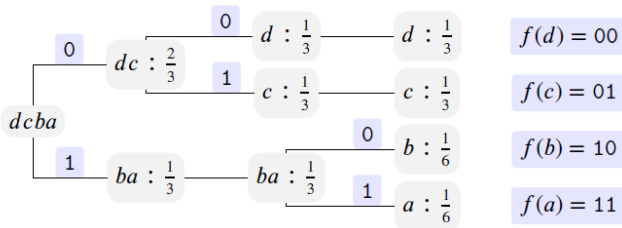
Tvrzení 4.10. Každý i.i.d. proces má silně asymptoticky rovnoměrné rozdělení.

Tvrzení 4.15. Je-li $X = (X_n)_{n \in \mathbb{N}}$ souvislý markovský proces, pak má silně asymptoticky rovnoměrné rozdělení.

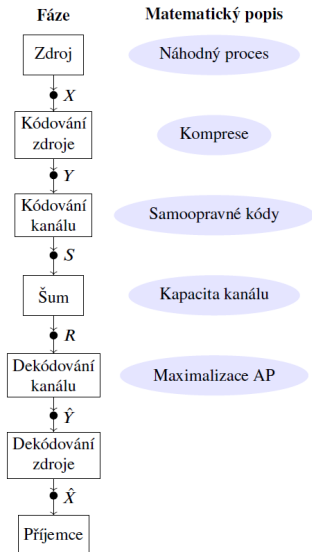
Kompresa 1 (Huffmanův kód)

Tvrzení 5.19. Pro náhodnou veličinu X s hodnotami v konečné množině M vrací Huffmanův algoritmus optimální kód $f : M \rightarrow \{0, 1\}^*$ pro X a v Kraftově nerovnosti platí rovnost, tedy

$$\sum_{x \in M} 2^{-|f(x)|} = 1.$$



Kanál se šumem



Kanál se šumem

Definice 8.1. Řekneme, že **kanál dosahuje rychlosti přenosu** $r \geq 0$ (anglicky „rate“), pokud existuje posloupnost n -kódů (M_n, g_n) , $n \in \mathbb{N}$, pro něž maximální pravděpodobnost chyby přenosu tímto kanálem konverguje k nule a $|M_n| \geq 2^{rn}$, $n \in \mathbb{N}$ (t.j. přenosová rychlost kódů je alespoň r).

Kapacita kanálu $C(\Gamma)$ je supremum dosažitelných rychlostí přenosu daným kanálem.

Definujeme **Shannonovu mez** pro kanál Γ následovně:

$$C_{\text{Sh}}(\Gamma) = \liminf_{n \rightarrow \infty} C_{\text{Sh}}^{(n)}(\Gamma),$$

kde

$$C_{\text{Sh}}^{(n)}(\Gamma) = \frac{1}{n} \sup_{S: \Omega \rightarrow A^n, S \perp \Gamma} \mathcal{I}(S : \Gamma(S)).$$

Věta 8.12 (Shannonova věta o nepropustnosti kanálu). Pro kanál Γ platí $C(\Gamma) \leq C_{\text{Sh}}(\Gamma)$.

Věta 8.22 (Shannonova Věta o propustnosti kanálu). Kapacita bezpaměťového kanálu Γ je větší nebo rovna než $C_{\text{Sh}}(\Gamma)$.

... a dál?

The field of channel coding started with Claude Shannon's 1948 landmark paper [1]. For the next half century, its central objective was to find practical coding schemes that could approach channel capacity (hereafter called “the Shannon limit”) on well-understood channels such as the additive white Gaussian noise (AWGN) channel. This goal proved to be challenging, but not impossible. In the past decade, with the advent of turbo codes and the rebirth of low-density parity-check codes, it has finally been achieved, at least in many cases of practical interest.